



#3. ed.
4-25-03

TSM-18

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

In re Patent Application of

H. OGAWA et al

Serial No. 10/006,669

Group Art Unit: 2872

Filed: December 10, 2001

For: DISK APPARATUS

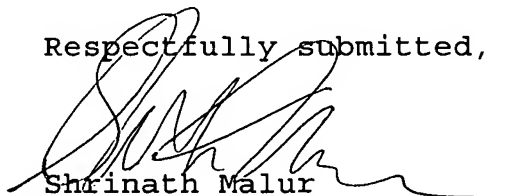
TRANSMITTAL OF CERTIFIED PRIORITY DOCUMENT

Commissioner for Patents
Washington, D.C. 20231

Sir:

Submitted herewith is a certified priority document
(JP 2000-376054, filed 12/11/00) of a corresponding Japanese
patent application for the purpose of claiming foreign
priority under 35 U.S.C. §119. An indication that this
document has been safely received would be appreciated.

Respectfully submitted,


Shrinath Malur
Registration No. 34,663
Attorney for Applicants

MATTINGLY, STANGER & MALUR
1800 Diagonal Rd., Suite 370
Alexandria, Virginia 22314
(703) 684-1120
Date: January 25, 2002

IC 2800 MAIL ROOM

JAN 30 2002

RECEIVED



日 本 国 特 許 庁
JAPAN PATENT OFFICE

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office

出 願 年 月 日

Date of Application:

2000年12月11日

出 願 番 号

Application Number:

特願2000-376054

出 願 人

Applicant(s):

株式会社日立製作所

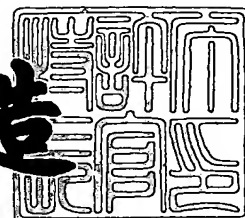
RECEIVED
JAN 30 2002
TC2800 MAIL ROOM

Sn 10/006,669
fd 12-10-01
H. Ogawa et al
Tsm-18
703-684-1120

2001年12月 7日

特 許 庁 長 官
Commissioner,
Japan Patent Office

及 川 耕 造



出証番号 出証特2001-3107080

【書類名】 特許願

【整理番号】 HK13444000

【提出日】 平成12年12月11日

【あて先】 特許庁長官 殿

【国際特許分類】 G11B 20/12

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県川崎市麻生区王禅寺 1099 番地 株式会社日立製作所 システム開発研究所内

【氏名】 小川 仁

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県川崎市麻生区王禅寺 1099 番地 株式会社日立製作所 システム開発研究所内

【氏名】 西谷 卓史

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県小田原市国府津 2880 番地 株式会社日立製作所 ストレージシステム事業部内

【氏名】 磯野 聡一

【発明者】

【住所又は居所】 神奈川県小田原市国府津 2880 番地 株式会社日立製作所 ストレージシステム事業部内

【氏名】 大浦 知樹

【特許出願人】

【識別番号】 000005108

【氏名又は名称】 株式会社 日立製作所

【代理人】

【識別番号】 100087170

【弁理士】

【氏名又は名称】 富田 和子

【電話番号】 045(316)3711

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 012014

【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 ディスク装置

【特許請求の範囲】

【請求項 1】

記録媒体に対してデータの読み書きを行うディスク装置において、

複数のトラック毎に欠陥トラックがあるかないかを示す欠陥トラック情報を、物理トラック番号情報に対応するアドレスの領域に記憶し、前記複数のトラックの欠陥トラックについての欠陥情報をあらかじめ定めたグループごとに記憶する記憶手段と、

前記記憶媒体のトラックへの読み書きの指示を受け付け、前記記憶手段を参照し、欠陥トラックについての欠陥処理を行う処理手段とを有し、

前記記憶手段は、前記グループごとの格納領域の開始アドレスを示すポインタ情報を、前記欠陥トラック情報のグループごとに記憶し、

前記処理手段は、前記記憶媒体のトラックへの読み書きの指示を受け付けたときに、前記アドレスに従って前記欠陥トラック情報を参照し、欠陥トラックがあると示されている場合に、前記グループのポインタ情報を参照し、当該ポインタ情報が示す格納領域から順に欠陥トラックについての欠陥情報にアクセスし、当該指示されたトラックが欠陥トラックの場合に欠陥情報を検出し、当該欠陥情報に従って欠陥トラックについての欠陥処理を行うことを特徴とするディスク装置。

【請求項 2】

請求項 1 に記載のディスク装置において、前記記憶手段は、前記欠陥情報として、前記欠陥トラックの物理トラック番号情報と、欠陥処理の方法を示す情報と、当該欠陥情報の記憶容量もしくは当該欠陥情報の記憶領域の最終位置を示す情報とを記憶することを特徴とするディスク装置。

【請求項 3】

請求項 1 に記載のディスク装置において、一つの欠陥トラック情報に対応する前記複数のトラックの数を保持する保持手段をさらに有し、

前記保持手段は、前記保持する数を外部から設定されることを特徴とするディスク装置。

【請求項 4】

請求項 1 に記載のディスク装置において、前記処理手段は、前記物理トラック番号情報にあらかじめ定めたベースアドレスを加算したアドレスに従って前記欠陥トラック情報の格納領域にアクセスすることを特徴とするディスク装置。

【請求項 5】

記録媒体に対してデータの読み書きを行うディスク装置において、

欠陥トラックの物理トラック番号情報を、当該物理トラック番号情報に対応するアドレスの領域に記憶する領域と、当該欠陥トラックについての欠陥情報を記憶する領域とを有する記憶手段と、

前記記憶媒体のトラックへの読み書きの指示を受け付け、前記記憶手段を参照し、欠陥トラックについての欠陥処理を行う処理手段とを有し、

前記記憶手段は、前記欠陥トラックの物理トラック番号情報と、当該欠陥トラックについての欠陥情報を記憶する領域のアドレスを示すポインタ情報とを記憶し、

前記処理手段は、前記記憶媒体のトラックへの読み書きの指示を受け付けたときに、前記アドレスに従って前記欠陥トラックの物理トラック番号情報を参照し、当該指示されたトラックが欠陥トラックの場合に、前記ポインタ情報を参照し、当該ポインタ情報が示す格納領域の欠陥情報を検出し、当該欠陥情報に従って欠陥トラックについての欠陥処理を行うことを特徴とするディスク装置。

【請求項 6】

請求項 5 に記載のディスク装置において、前記記憶手段は、複数トラックごとに格納領域を分割し、当該分割された格納領域の識別情報をさらに記憶し、

前記処理手段は、前記トラックごとに分割された格納領域にアクセスすることを特徴とするディスク装置。

【請求項 7】

記録媒体に対してデータの読み書きを行うディスク装置において、

欠陥トラックの物理トラック番号情報と、当該欠陥トラックについての欠陥情報とを、当該物理トラック番号情報に対応するアドレスの領域に記憶する記憶手段と、

前記記憶媒体のトラックへの読み書きの指示を受け付け、前記記憶手段を参照し、欠陥トラックについての欠陥処理を行う処理手段とを有し、

前記処理手段は、前記記憶媒体のトラックへの読み書きの指示を受け付けたときに、前記アドレスに従って前記欠陥トラックの物理トラック番号情報を参照し、当該指示されたトラックが欠陥トラックである場合に、当該欠陥情報に従って欠陥トラックについての欠陥処理を行うことを特徴とするディスク装置。

【請求項 8】

請求項 7 に記載のディスク装置において、前記記憶手段は、前記欠陥情報の容量を当該欠陥情報の前後に記憶し、

前記処理手段は、前記記憶手段を、前方もしくは後方から順にアクセスすることを特徴とするディスク装置。

【請求項 9】

請求項 1、請求項 5 または請求項 7 に記載のディスク装置において、前記欠陥処理は、欠陥セクタを正常セクタに置き換えるスキップと、欠陥セクタを物理的に連続する正常セクタに置き換えるスリップとのうち少なくとも 1 つを行うことを特徴とするディスク装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、ディスク装置に係わり、特に、ヘッドがアクセスしたいトラックの欠陥（defect と呼ぶ）についての情報を、その格納位置に依存せず、少ないアクセス回数で検出することができるセクタアドレス生成方法に関する。

【0002】

【従来の技術】

ディスク装置は、近年、小型化、高速化、高機能化、低価格化が急速に進んでいる。

【0003】

特に大容量化により記録媒体の単位面積当たりの記録密度は向上し、現在 1 インチ平方当たり 10 Gbit を超えるところまできている。この様な高密度記録装置

の場合、セクタとして使えない不良発生セクタも数多く発生してくる。だいたい装置容量当たりの不良セクタ数は最大0.1%程度以下である。現在売れ筋の3.5インチディスク装置の容量は20GB程度なので最大不良セクタ数は

$$20\text{GB} \times 0.1\% / 512\text{Byte} = \text{約}40000\text{セクタ}$$

となる。現在ディスク装置の記録密度の容量推移は年2倍のペースのため、3年後にはDefectセクタ数も15万セクタを超えてしまう。ディスク装置では、defectセクタを未使用セクタとして避ける処理をしながらホストからのデータの読み書きを行っている。この処理をdefectセクタ処理という。

【0004】

defectセクタ処理を、図32に示すホスト論理番号からディスク物理変換の説明図と、図7に示すdefectを含んだセクタ配置図を使って具体的に説明する。図32は、ホストから指定された番号と物理位置を表わす物理番号の関係を表わした図である。ホストからディスク装置に対しては、ホストから見えるディスク装置のCylinder、Head、Sector番号（以後CHS番号と言う）であるホスト論理CHS番号3201か、または、まったくの連続番号であるLogical Block Address番号（以後LBAと呼ぶ）であるホスト論理LBA番号3205でセクタの指定がくる。ここで、ホスト論理番号3201は、ホスト論理ヘッド番号3202、ホスト論理シリンダ番号3203、ホスト論理セクタ番号3204からなる。また、ホスト論理LBA番号3205の場合は、ホスト論理LBA番号[27:0]を3206、3207、3208で構成している。そして、ディスク装置では、ホストから設定された論理CHS番号または論理LBA番号をディスク装置内蔵MPUで読み出し、実際のセクタ番号を特定する。実際のセクタ番号の特定は変換ハードで行ってもよい。この結果がディスク物理CHS番号3209となる。このディスク物理CHS番号3209は、ディスク物理ヘッド番号3210、ディスク物理シリンダ番号3211、ディスク物理セクタ番号3212を備える。ディスク物理ヘッド番号3210とディスク物理シリンダ番号3211とで磁気ヘッドの位置決めを行うことができる。また、このディスク物理CHS番号はホストが読み書きをしたい具体的な位置のため、この番号をもとに該当セクタをさがしてデータのReadやWriteを行う。

【0005】

図7にセクタ配置図を示す。ディスク装置は、データを媒体701上のセクタ内に記録する。媒体は、容量を増やすテクニックとして常套手段であるZone bit Recordingを使用する。図7においても、Zone0 702、Zone1 703、Zone2 704の3Zoneがある場合を図示してある。このZone内には円周上に複数セクタからなるトラックが複数存在する(706~710)。ここで、図7ではZONE1内の具体的なトラックを706~710で示している。1トラック0~AのA+1セクタ/トラック、ZONE1内ではmトラックからm+nトラックのn+1トラック/Zone存在する場合を示している。また、トラックL(710)は同じZONE1内のあるdefectセクタを置き換える交代トラックとして図示してある。隣接トラック間には、ヘッドが現状トラックの最終セクタを処理した後、次セクタを処理するためにヘッドの移動時間がちょうど終わる直後に先頭セクタがくる様にSkewをつける場合を図示している。図7においては、Skew値として2セクタの場合を示す。このようにセクタに1つずつ物理セクタ番号を割り当てているが、セクタには欠陥セクタとして使えないものがある。この様なセクタの番号は、正常なセクタの番号に置き換える必要がある。この置き換え方には、1つずらしこむslip処理711と別領域で置き換えるskip処理712の2つの方式がある。この様にセクタを特定するためには、ディスク装置の先頭から割り付けられたディスク物理番号(ディスク物理CHS番号と呼ぶ)をslipまたはskipを考慮して特定する必要がある。ディスク装置は、ホストが指定してきたホスト論理CHS(LBA)番号をディスク物理CHS番号にMPUで求めた後、該当トラックにヘッドが配置された後に、該当トラックのslipまたはskip処理を行うためのdefect制御情報を利用してセクタ番号制御を行っている。例えば、図7に示した様なセクタ配置図において、ホストの指定してきたセクタがm+nトラック上に存在する場合を考える。m+nセクタまで特定する方法は上記図32により説明した通りである。例えば、(A-2n-4)セクタからセクタの読み書きをする場合は、ヘッドが(A-2n-4)セクタに到達後、(A-2n-4)セクタのアクセス処理を行い、次に(A-2n-3)以降を行う場合、(A-2n-3)から2セクタ続けてdefectセクタでかつ交代が割り当ててあるskipセクタであることをあらかじめ装置内に用意されているdefect管理情報から知る

ことができる。この $(A-2n-3)$ は L トラック上に置き換えられていることがわかるので、L トラックの該当セクタにアクセスをすることができる。これが終わると、元の $M+n$ トラックの $(A-2n-1)$ セクタ以降のアクセス処理に戻ることになる。そして、 $(A-2n+1)$ セクタまで処理が終わると、defect 管理情報から、 $(A-2n+2)$ は slip 処理であることがわかる。したがって、このセクタの処理は何も行わず、次の $(A-2n+3)$ に移ることになる。この様に、defect 処理を行うためには、事前に用意されている defect 管理情報から今回ヘッドがアクセスするトラックの情報を探し出す必要がある。

【0006】

ディスク装置の大容量化は、装置当たりの defect セクタ数の増加を招き、このため defect 管理情報の増大によるディスク装置の defect 制御情報の検索時間増加による装置性能劣化を招くこととなる。性能劣化対策としては、特開平 11-7730 号公報に示されている技術があげられる。この従来技術は、トラックごとに defect の有無を示す情報と、これに対応した defect のあるトラックの defect セクタ情報を示す管理情報がどこにあるかを示すポインタ情報と、その管理情報とを用意することで高速に defect 処理を実現している。

【0007】

【発明が解決しようとする課題】

上記従来技術では、トラックごとの defect の有無情報を示す領域と、これに対応した実際の defect 制御情報を格納してある場所を示すポインタ情報を格納してある領域と、実際の defect 制御情報を格納してある領域との 3 つの領域にわけて情報を管理している。これらの情報は通常 Buffer 領域に格納してあるが、3 つに分割してそれぞれ格納しているため Buffer アクセスが最低でも 3 回は必要となる。buffer は、ホスト-ディスク間のデータ転送速度の調整を行ったり、キャッシュとして使ったりしており、Buffer のデータ転送速度能力の限度近くで使用され、Buffer アクセスに余計なアクセスを入れることは好ましくない。また、defect 制御には、defect 制御情報を格納してある領域は必要であるが、それ以外のトラックごとの defect 有無情報を示す領域と、これに対応した実際の defect 制御情報を格納してあるポインタ情報を格納してある領域とは defect 制御を効率的に行

うために必要であり、ヘッドがアクセスするトラックの実際のdefect制御そのものには使われない。また、defectの有無情報の領域と、ポインタ情報を格納してある領域との2つの領域も、装置容量に比例して肥大化していく。これら、Bufferアクセスの効率化や上記2領域の削減方法について、従来技術では配慮されていない。

【0008】

本発明の目的は、defect制御を効率的に行うことができるディスク装置を提供することにある。また、本発明の他の目的は、制御情報の容量をより削減することができるディスク装置を提供することにある。

【0009】

【課題を解決するための手段】

上記目的を達成するために、本発明は、記憶手段は、複数のトラック毎に欠陥トラックがあるかないかを示す欠陥トラック情報を、物理トラック番号情報に対応するアドレスの領域に記憶し、前記複数のトラックの欠陥トラックについての欠陥情報をあらかじめ定めたグループごとに記憶する。また、前記グループごとの格納領域の開始アドレスを示すポインタ情報を記憶する。処理手段は、前記記憶媒体のトラックへの読み書きの指示を受け付けたときに、前記アドレスに従って前記欠陥トラック情報を参照し、欠陥トラックがあると示されている場合に、前記グループのポインタ情報を参照し、当該ポインタ情報が示す格納領域から順に欠陥トラックについての欠陥情報にアクセスし、当該指示されたトラックの欠陥情報を検出し、当該欠陥情報に従って欠陥トラックについての欠陥処理を行う。

【0010】

【発明の実施の形態】

以下、本発明の実施の形態を説明する。本実施の形態は、記憶装置として磁気ディスク装置、記憶媒体として磁気ディスクを適用した場合について説明する。

【0011】

本実施の形態における記憶装置として磁気ディスク装置、記憶媒体として磁気ディスクに適用した場合の回路構成を説明する。図12にディスク装置の構成図を示し、その内部の制御回路構成図を図13に示す。

【0012】

図12において、ディスク装置1212は、全体の制御を行うMPU1205と、ホストコンピュータとデータの送受信を行うデータ処理部1202と、デフェクト制御を行うためのdefect管理情報などのデータを保持するデータバッファ1209と、フラッシュメモリFLASH1215と、リードライト制御を行うR/W回路1201と、磁気ディスクを保持するための機構部1214と、機構部を制御するメカ制御部1211とを備える。機構部1214は、磁気ヘッド1222と、媒体を回転させるためのスピンドルモータ1216と、磁気ヘッドを駆動するためのVCM (Voice Coil Motor) 1215とを備え、記憶媒体1221を保持することができる。データ処理部1202は、MPU1205とのインタフェースであるMPU I/Fコントロール部1204と、セクタアドレス番号を生成するID生成部1223と、ホストコンピュータ1213とのインタフェースであるホストバスI/Fコントロール部1210と、ディスクドライブのインタフェースを制御し、ディスクフォーマットを制御するディスクフォーマットコントロール部1203と、バッファを制御するバッファコントロール部1207と、エラー処理を行うECC処理部1206とを備える。

【0013】

図12を参照し、標準的なデータリード時の様子を説明する。図12において、ディスク装置1212とホストコンピュータ1213とが標準的なインタフェースを介して接続されている場合を考える。まずホストコンピュータ1213よりデータリード指示がディスク装置1212にインタフェースプロトコルに従って送られてくる。ディスク装置1212では、ディスク装置1212のデータ処理部1202にあるホストバスI/F部1210において転送されて来たコマンドを受けると、MPU1205にこのコマンドを送る。MPU1205では、このコマンドのコマンド解釈を行い、ドライブの該当セクタのデータリードを行う作業を開始する。MPU1205は、機構部1214で該当セクタのデータ読み出しができる様に、メカ制御部1211に対して指示する。メカ制御部1211は、R/W回路1201からのヘッド位置信号を読み取り、機構部1214のスピンドルモータ1216の制御を行い、磁気ヘッド1222を媒体1221の該当

トラックに位置づけ、データをリードさせる。媒体1221から読み出されたサーボ領域のデータは、R/W回路1201を経由してシリアルパルスデータとしてID生成部1223にとりこまれる。ID生成部1223は、バイトシンク検出を行い、これをもとにシリアル-パラレル変換を行う。また、ID生成部1223は、サーボIDが正しく読み出されると、この値から物理セクタ番号を算出し、そしてデフェクト処理後の論理を行い、ディスクフォーマッタコントロール部に論理セクタ番号をわたすことによりIDレス処理を行う。これにより、希望セクタかどうかの判断後、希望セクタの場合、R/W回路1201によりデータ読み出しが行われる。R/W回路1201では、アナログ信号をNRZ (Non Return to Zero) 信号に変換する。このNRZ信号がデータ処理部1202のディスクフォーマッタコントロール部1203に取り込まれる。次に、ディスクフォーマッタコントロール部1203は、読みだしデータを、エラーチェックを行うためのECC処理部1206と、バッファコントロール部(BM)1207経由してデータバッファ1209とに送る。ディスクフォーマッタコントロール部1203は、ECC処理部からエラー発生無しとの報告を受けると、データバッファ1209に格納されていた読みだしデータを、ホストバスインタフェースコントロール部1210を経由して、ホストコンピュータ1213に転送させる。

【0014】

ID生成部1223では、効率的なdefect制御を行う。図13は、ID生成部のより詳細な構成を示したものである。図13において、ID生成部1223は、物理セクタ番号を生成する物理セクタ番号生成部1301とデフェクト処理を行うデフェクト処理部1302とを備える。物理セクタ番号生成部1301は、媒体から読み出されたヘッドの位置決めに使うservo情報(SG)と、トラック先頭を表すINDEX PULSE (IDXP) と、ヘッドの位置決め制御が外れたことを緊急に教えるDrive Fault (DFLT) 信号とをMPU1205から指示され、現在のセクタフォーマット情報を利用しながら、defectがない場合の物理セクタ番号を生成し、物理セクタ番号をデフェクト処理部1302に指示する。デフェクト処理部1302では、ディスクフォーマッタコントロール

部1203に対してアクセスしたい目標物理トラック番号 (Alternate Physical Target Number) を指示する。また、デフェクト処理部1302では、これに対応したトラックのdefect情報がなにかをバッファコントロール部 (BM) 1207に要求してあらかじめデータbuffer1209内に格納されているdefect管理情報をサーチする。デフェクト処理部1302は、アクセス先のトラックがdefectありと判明した場合、defect制御に必要なdefect table情報をバッファコントロール部1207経由でデータバッファ1209から入手し、物理セクタ番号生成部の物理番号を基に、defect制御処理を行う。デフェクト処理部1302は、その結果に従って、ディスクフォーマッタコントロール部1203に現在ヘッドが通過しているセクタがskipかslipか、何番セクタなのか、セクタの先頭を表わすセクタパルス等の必要な制御情報を与える。

【0015】

つぎに、ディスク装置1212のデフェクト処理部1302におけるdefect情報のアクセス方法を詳細に説明する。図1は、defect情報のアクセス方法を示した説明図である。図2、図3および図4は、defectトラック情報格納領域のフォーマットおよびその詳細を示した説明図である。本実施の形態においては、defect制御を効率的に行うために必要なdefect有無情報の領域とこれに対応したポインタ情報の領域とを、セットで格納するようにしたものである。さらに、defectの有無情報はnトラック (nは1以上で選択可能) をまとめてdefect有無情報を表わすようにしている。また、ポインタ情報もヘッドがアクセスするトラックを引数にしたベースアドレスからのoffsetで表わすようにしている。

【0016】

図1においては、ディスク装置1212において、ホストから指示された論理番号から、実際にヘッドがアクセスしたい物理番号を、MPU1205で算出したあとの処理について例示している。図1において、この物理番号は、ディスク物理CHS番号101に示すように求まっている。このディスク物理CHS番号は、ディスク物理ヘッド番号102、ディスク物理シリンダ番号103、ディスク物理セクタ番号104からなる。ディスク物理ヘッド番号とディスク物理シリンダ番号とから、今回のアクセス対象のトラックを特定できる。これが目標アドレス106

である。ディスク装置には、buffer 107を備えている。buffer 107には、各物理トラックにdefectが存在するかどうか(各トラックのdefect有無情報)と、defectが存在する場合に、その該当トラックのdefect制御を行うために必要な情報を格納している先頭領域を示すポインタ(先頭defect Table情報格納アドレス)とを格納するdefectトラック情報格納領域108を備える。また、buffer 107には、defect制御を行うために必要な情報を格納するdefect Table情報領域112を備える。defect Table情報領域112は、欠陥のあるトラックの番号順に格納する。先頭defect Table情報格納アドレスは、defect Table情報領域112の先頭アドレスを示している。defect Table情報領域112には、欠陥のあるトラックの番号順に、シリンダ番号、ヘッド番号、格納する情報のバイト数、トラック内のデフェクト情報としてスキップするかスリップするかを示している。

【0017】

図1において、defectトラック情報格納領域のBASEアドレス105をBASE α と置く。この情報と、今回ヘッドがアクセスしたいトラックから算出された目標アドレス106とから、defectトラック情報格納領域の参照先が特定でき、該当トラックにdefectがあるかどうかを確認できるように格納領域を配置する。図1において、各トラックdefect有無情報は16本分のトラックの有無情報を示しており、その16本のトラックのうち番号が一番若いdefectが存在するトラックのdefect Table情報内の格納アドレスが、先頭defect table格納アドレスに格納されている。このフォーマットで、ID生成部1223は、ヘッドがアクセスするトラックにdefectが存在することが判明した場合、defect Table情報を格納してあるbufferのBASEアドレスをBASE β 111と、defectトラック情報格納領域に格納されていた先頭defect Table格納アドレスとから、必要となるdefect Table情報格納領域の該当のdefect Table情報113の格納位置を検出し、アクセスさせることができる。

【0018】

本実施の形態において、16トラックのうちdefectの存在するトラックの先頭defect Table格納アドレスのみを記憶し、先頭以外の欠陥トラックについては、

先頭defect Table格納アドレスに隣接して番号の小さい順にdefect table情報を格納しているため、順次defect table情報にアクセスして探すことができる。defectの存在するトラック番号順に格納しているため、buffer全体を探しつづけることがなくなる。

【0019】

図2は、上記説明したdefectトラック情報格納領域108のより具体的なフォーマットを示す。

【0020】

図2において、defectトラック情報格納領域108は、head番号順にdefectトラック情報を格納し、head0用のdefectトラック情報204、head1用defectトラック情報207…の順に格納している。各headのdefectトラック情報は、それぞれ16トラックごとにdefectトラック要素を持っている。head0用は、defectトラック要素0の201、defectトラック要素1の202…defectトラック要素nが存在する。head1用は、defectトラック要素0の205、defectトラック要素1の206…の様に構成される。そして、各defectトラック要素は、各トラックのdefect有無情報と、この有無情報の中で、defectが存在する一番若いトラックのdefect Table情報が格納されているアドレスを示す先頭defect table情報格納アドレスとを備える。

【0021】

図3にその各トラックのdefectトラック要素のフォーマット例を示す。先に説明した通りdefectトラック要素0の201は、各トラックのdefect有無情報と先頭defect table情報格納アドレスとを備える。ここで、各トラックのdefect有無情報301は、各ビットにhead0用Cylinder15～0にdefectが存在するかどうかを示している。もし該当トラックにdefectが存在すれば1に設定する。Cylinder15～0で欠陥が複数ある場合、すなわち1が設定されているところが複数あれば、先頭defect table情報格納アドレスに一番若いトラック番号のdefect table情報が格納されているアドレスを格納する。

【0022】

図4に、defectトラック要素のdefect table情報格納アドレスの一例を示して

いる。図4において、右端のビットから順にCylinder 0～15までのdefect有無情報を示している。この場合、head 0のCylinder 5, 13にdefectが存在することを示している。defect table情報格納アドレス402には、head 0のCylinder 5のdefect制御に使うdefect table情報を参照するためのアドレスを格納する。

【0023】

次に、defect Table情報格納ベースアドレスの選択方法について説明する。図5は、defect Table情報格納ベースアドレスの選択方法の説明図を示している。

【0024】

図5において、ヘッドがアクセスするトラックはディスク物理ヘッド番号501とディスク物理シリンダ番号502とで特定できる。ID生成部1223は、ディスク物理ヘッド番号とディスク物理シリンダ番号とから該当トラックにdefectが存在するかを、図4に示すdefect有無情報401を参照して判断する。もしdefectが存在する場合、defect Table情報格納アドレス402を参照する。defect Table情報格納アドレス402は、このデータを格納するbuffer空間の全アドレスを表せるようなbit幅を持たせ、例えば、bufferが32MBの場合、24bit幅必要である。本実施の形態においては、さらにbufferの格納アドレスを絞り込ませるために、defectトラック情報格納アドレス402のビット幅を削減する。そこで、ディスク物理ヘッド番号とディスク物理シリンダ番号とから表せるアドレス範囲と、あらかじめ比較対象レジスタ504と、それに対応したbufferのdefect Table情報格納ベースアドレス505とを備えておく。本実施の形態においては、Table情報格納領域を、トラック番号にしたがってグループ分けし、各グループの開始位置をベースアドレスで示しておく。このグループ分けを比較対象のアドレスと比較することにより行う。

【0025】

図20に、比較対象レジスタ504と、それに対応したbufferのdefect Table情報格納ベースアドレス505との具体例を示す。図20に示すように、比較対象としてグループ分けしたトラック番号を設定しておく。また、そのグループに

対応させてdefect Table情報格納ベースアドレス505を設定しておく。ヘッドがアクセスするディスク物理ヘッド番号とディスク物理シリンダ番号とから表せるアドレスが、比較対象のどの範囲内に入るかを大小比較503で行う。これから判明したグループに対応するdefect Table情報格納ベースアドレスをdefect Table情報格納ベースアドレス111に代入する。これにより、defectトラック情報内のdefectトラック要素の1項目である先頭defect Table情報格納アドレスは、このdefect Table情報を格納するbufferのバス幅分用意する必要がなくなり、buffer内のdefectトラック情報のメモリ使用量を抑えることができる。以上の方法により、該当のdefect table情報の効率的な探し出しに用意されるdefectトラック情報を削減することができ、buffer容量を減らすことができるディスク装置のセクタアドレス生成装置が実現できる。

【0026】

つぎに、defect table情報格納領域について説明する。図6はdefectの制御に使用するdefect table情報格納領域フォーマットを示している。図6では、1トラック分のdefect tableフォーマット601を示しており、どのトラックかを示すディスク物理Head番号と、ディスク物理Cylinder番号とを備える。さらに、この1トラック分のdefect情報の大きさ(Byte数)を示すdefect Byte数と、各セクタのdefect情報を示すdefect要素(スキップ情報、スリップ情報など)を備える。また、defect Byte数の代わりに、この1トラック分のdefect Table情報の境界を示すためのあらかじめ決められたコード(図ではFFFFh)などを入れておいても良い。これにより、ハード制御を容易にすることもできる。

【0027】

つぎに、defect要素の詳細を図8に示す。図8に示すように、defect要素としては、skipを指示するためのskip情報、slipを指示するためのslip情報、使用できる(欠陥セクタでない)トラックの内、最終物理セクタ番号を示す最終物理セクタ情報などがある。物理INDEX位置からの物理セクタ番号で管理しておけば、SKEW値の変更による影響を受けないのでトラックフォーマットが変更してもdefect要素情報を変更する必要はない。

【0028】

図9および図10に、具体的なdefect要素フォーマットを示す。図9(1)は、1セクタのみのskipフォーマット、図9(2)は、2セクタ以上の連続セクタskipフォーマット、図10(3)は1セクタのみのslipフォーマット、図10(4)は2セクタ以上の連続セクタslipフォーマット、図10(5)はこのトラックの最終セクタフォーマット、図10(6)は、defect Tableの境界のフォーマットを示す。また、図11にCNTLの詳細を示す。CNTLは、各フォーマットを見分けるためのコントロール情報である。

【0029】

図9および図10において、AP-HD(Alternate Physical Head)、AP-CYL(Alternate Physical Cylinder)、AP-SCT(Alternate Physical sector)は、交代先の物理Head番号、物理Cylinder番号、そして物理INDEX基準のSECTOR番号を示す。DP-SCT(Defect Physical Sector)は、現在Defectの発生した物理INDEX基準のSECTOR番号を示す。DP-SCTCNT(Defect Physical Sector Count)は、defectが続く連続セクタを示す。EP-SCT(End of Physical Sector)は、該当トラックの最後の有効な物理INDEX基準のSECTOR番号を示す。これらのフォーマットにより、各defect要素を特定することができる。例えば、図9(1)において、1セクタSkipを示す場合、CNTL[5]に1がセットされ、CNTL[4]に0がセットされる。また、AP-HD、AP-CYLおよびAP-SCTにより、交代先のセクタが特定される。さらにDP-SCTには、欠陥セクタの番号が示される。

【0030】

本実施の形態におけるディスク装置のdefect track情報のbuffer容量試算例、defect table情報のbuffer容量試算例を、図14および図15に示す。特に図15は装置容量に対するdefect発生割合を通常装置程度である0.1%と、その10倍の1%で試算した場合を示す。

【0031】

図14において、横軸はディスク装置のディスク容量を示し、縦軸にdefect track情報の保持に必要なbuffer容量を示す。例えば、20GBでトラックセクタ数が512セクタ/トラックのとき、本実施の形態においては、トラックごとにデフェクトセクタの有無(16ビット-16トラック)を示し、その長さは4Byteであ

るので、defect track情報は19.1KBとなる。

【0032】

また、図15において、横軸はディスク装置のディスク容量を示し、縦軸にdefect table情報の保持に必要なbuffer容量を示す。管理比率とは、全ディスクのセクタ数に対する不良セクタの割合を示す。例えば、20GBでセクタ数が39Mセクタで、管理比率0.1%のとき、不良セクタ数は39Kセクタで、defect table情報の格納容量は1不良セクタについて16Byteのため62.5KBとなる。

【0033】

これから、ディスク装置のbuffer容量が32MB程度でも通常装置defect発生割合で十分格納が容易であることがわかる。以上により、該当のdefect table情報のbuffer容量を増やさない効率的なディスク装置のセクタアドレス生成装置が実現できることがわかる。便宜的に今までのdefect制御情報のフォーマットを以後Type1と呼ぶことにする。

【0034】

さらに、第2の実施の形態を、同じく図12および図13に示す磁気ディスク装置、磁気ディスクに適用した場合を例にして詳細に説明する。本実施の形態では、デフェクト処理部1302において、defectトラック情報を設けずに、defect Table情報のみでdefect制御を行う場合を例にする。各トラックのdefect要素の長さ(容量)は各トラックによってまちまちのため、本実施の形態では、defect Table情報の固定長の部分であるdefectトラックの物理アドレスを示す部分と変動長のdefect要素とを分割して保持する。

【0035】

この具体的なdefect table情報格納フォーマットの例を図18に示す。また、Buffer内に具体的に格納する具体例を図21および図22に示す。

【0036】

図18において、トラックの物理アドレスを示す部分のdefect table情報格納領域1801は、ディスク物理Head番号、ディスク物理Cylinder番号およびdefect要素の格納先アドレスを示す格納offset addressを備える。defect table情報格納領域1801は、デフェクトトラックのCylinder番号順に並

べてデータバッファに記憶する。また、変動長のdefect要素部分の格納領域1802または1803は、defect要素の格納先アドレスにそれぞれ記憶する。図13に示すデフェクト処理部1302は、defectが該当トラックに存在するかどうかを知るために、defect Table情報のトラックの物理アドレスを示す部分のみを順次サーチしていく。欠陥トラックがない場合には、欠陥トラックがないことを示すあらかじめ定めた値を設定しておく。defectの存在するトラック番号（ディスク物理Head番号、ディスク物理Cylinder番号）と、それに対応したdefect要素とを分割して保持することで、各トラックのdefect要素の容量に関係なく、固定長のトラック番号を探すため、ハードサーチが容易になる。

【0037】

また、本実施の形態において、defect要素を格納する領域を分割しておき、分割した領域ごとにBASEアドレスを用意しておき、どれを選択するかをdefect Table情報の選択ビットに示すことにより、bufferの格納場所をBASEアドレス分ずらすことができ、ビット不足を解消することができる。

【0038】

また、図18のTYPE2-Bに示すように、各トラックのdefect Table要素の境界を知るために、defect要素の先頭にdefect Byte数の領域を持たせることができる。または、defect Table要素の境界を示す専用コード（図18ではFFFFhで示す）を設けても良い。

【0039】

図21において、BASE窓 x 、ディスク物理Head番号0用のdefect table情報2101とディスク物理Head番号1用のdefect table情報2102まではBASE窓 $\neq 0$ を選択して、defect table情報の格納アドレスのベース0を選択している。ディスク物理Head番号3用のdefect table情報2103では、defect要素の格納空間が足りなくなった場合に、新たなベースアドレスを設け、BASE窓 $\neq P$ にすることで、ベースアドレスをずらし、格納offsetアドレス幅が16bitと制限されていてもbuffer空間を有効に使うことができる。また、格納offset addressをbuffer空間分（たとえば32MBなら25bit分）のビット幅を持つ必要はなく、defect table情報の格納領域をむやみに大きくする必要がなくな

る。

【0040】

また、最終ディスク物理head番号用のdefect table情報2104には、ダミー用であり、ヘッドがアクセスしたいトラックを超えた番号を設定しておくことで、defect管理アーキテクチャを現状のまま維持できる。これによりハード実装が容易となる。

【0041】

図21において、defect table情報の格納領域は、トラック番号ごとに格納領域を設け、そのアドレスをdefect引数格納アドレスとして示しておくことができる。すなわち、第1の実施の形態に示したように、全トラックのdefect有無情報を示すdefectトラック情報がないため、ヘッドがアクセスしたいトラック番号（ディスク物理Head番号、ディスク物理Cylinder番号）を利用して領域分けをしている。

【0042】

図21において、ディスク物理Head番号0用defect引数格納アドレス2105、ディスク物理Head番号1用defect引数格納アドレス2106、および、ディスク物理Head番号3用defect引数格納アドレス2107は、各ディスク物理Head番号に対応した格納アドレスが示されている。図13に示すデフェクト処理部1302は、defectが存在するトラックのみが集められたdefect table情報をサーチし、アクセス先のトラックがdefectかどうかを検出する。defect table情報は、デフェクトトラックのCylinder番号の昇順に格納されており、Byteサイズも固定のため、ハードウェアサーチはしやすい。

【0043】

図22に、図18に示したdefect table情報のdefect要素の例を示す。図22に示すように、本実施の形態においては、defectトラックのみのトラック番号とトラック番号を含まないdefect 要素とで構成できるため、defectトラック情報を削減することができ、defectトラック情報がある場合に比べてbuffer容量を減らすことができる。図18 TYPE2-Cに示す場合も同じようにbuffer容量を減らすことができる。ここで、便宜的に図18に示してあるとおり、このフォーマットタ

イブをTYPE2と以下呼ぶことにする。

【 0 0 4 4 】

次に、第3の実施の形態を、同じく図12および図13に示す磁気ディスク装置、磁気ディスクに適用した場合を例にして詳細に説明する。本実施の形態では、TYPE2で説明してきたdefectトラック番号（ディスク物理Head番号、ディスク物理Cylinder番号）とdefect要素とを分離しないまま管理しようとするものである。この場合は、TYPE2で示したdefectトラック情報とdefect Table情報とを関連づけるdefect Table offsetアドレスの相当するデータが不十分なため、bufferの容量が最小減で済む。また、defect要素が追加されたことによるoffsetアドレスの再更新をする必要がなく、このdefect情報を管理するディスク装置上のMPUも演算負荷が軽くなるメリットがある。

【 0 0 4 5 】

図19および図23に、本実施の形態におけるdefect table情報格納フォーマットを示す。図19において、トラックの物理アドレスを示す部分のdefect table情報格納領域1901は、ディスク物理Head番号、ディスク物理Cylinder番号、defect Byte数、defect要素、および、defect Byte数を備える。defect table情報格納領域1901は、デフェクトトラックのCylinder番号順に並べてデータバッファに記憶する。図13に示すデフェクト処理部1302は、defectが該当トラックに存在するかどうかを知るために、defect Table情報のトラックの物理アドレスを示す部分のみを順次サーチしていく。

【 0 0 4 6 】

また、図23において、図21で説明したのと同じ様に、ディスク物理Head番号0用のdefect table情報2301と、ディスク物理Head番号1用のdefect table情報2302と、ディスク物理Head番号3用のdefect table情報2303とは、defectトラックの物理Cylinder番号順に格納されている。また、最終ディスク物理Head番号、最終物理Cylinder番号を超えた値を示すダミーデフェクトテーブル2304を設けておく。デフェクト処理部1302は、defect tableのアクセスアドレスを保持していて、アクセスするトラックと、defectトラック番号とを大小比較することで、次の隣接トラックアクセスに備えるが、ダミー

デフェクトテーブル 2 3 0 4 により、トラック番号の最大値を超えているためこれより先にアクセスすることはない。

【 0 0 4 7 】

これにより制御アーキテクチャが統一されるので制御機構のインプリメントが容易となる。また、物理ヘッド番号に対応したディスク物理Head番号用デフェクト格納アドレス 2 3 0 5、2 3 0 6 および 2 3 0 7 は、本実施の形態においては、defect track情報が存在しないので、ヘッドがアクセスしたい物理ヘッド番号に対応したディスク物理Head番号用デフェクト格納アドレスを選択することで、該当トラックのサーチ時間を短縮することができる。以上により、defect制御情報をdefect table情報のみで構成でき、defectトラック情報がある場合に比べてdefectトラック情報を削減することができ、buffer容量を減らすことができる。ここで、便宜的に図 1 9 示すフォーマットタイプをTYPE 3 と以下呼ぶことにする。

【 0 0 4 8 】

ところで、ディスク装置の連続アクセス時のセクタ番号割付方式を、図 1 6 および図 1 7 に示す。図 1 6 は、ディスク装置のヘッド移動方向を示した説明図、図 1 7 はそのCylinder番号とHead番号の動きの関係を示したものである。図 1 6 および図 1 7 においては、媒体 1 6 0 1 上を 3 つのZONEの 1 6 0 2、1 6 0 3 および 1 6 0 4 に分けた場合で、各ゾーンのCylinder数が 2 0 本ずつ、Head数が 4 本ある場合を例にする。図 1 7 に示すように、セクタ番号の論理的順番の割り付けを、Head 0 のCylinder 0 からCylinder 1 9 へ、次に同一ゾーンのHead 1 のCylinder 1 9 からCylinder 0 へとアクセスをする方法をとるとディスク装置のアクセス性能が良くなる場合がある。

【 0 0 4 9 】

図 1 7 において、丸で囲んだHead 1 のCylinder 3 9 からCylinder 2 0 領域のセクタを連続的にアクセスする場合、各トラックのdefect情報を降順にサーチすることになる。defectテーブルをトラック番号（ディスク物理Head番号、ディスク物理Cylinder番号）を昇順にならべて隣接トラック順にアクセスするTYPE 2 方式の場合、defect Tableを昇順とは逆の降順にサーチする必要がでて

くる。TYPE1のdefectトラック情報が用意されている場合は、どちらにヘッドが移動してもdefectトラック情報検索で対応可能だが、defect table情報のみで逆方向にサーチするためには、図19に示すように、defect Byte数を2個所設ければ良い。これにより、defectトラック情報がなくても、該当defect tableサーチは可能になる。現行トラックのdefect tableをトラック処理に使っている場合、1つ前のdefect Tableをみつけ出すために、デフェクト処理部1302は、現在のdefect tableから2 Word上にある上記Defect Byte数を取り込む。ここに格納されている情報がDefect要素のByte数を示すため、このByte数+3 Word (1 Wordは16 bitのこと) 戻ることにより、1つ前のdefect tableに戻り、図17に示す逆アクセス方向でもdefect tableのトラック番号(ディスク物理Head番号、ディスク物理Cylinder番号)がわかり、次にヘッドがアクセスする場所にdefectが存在するかどうかを容易に判断することができる。

以上説明してきたTYPE2の場合のbuffer格納容量説明図を図24に、TYPE3の場合のbuffer格納容量説明図を図25に示し、bufferアクセス回数の比較説明図を図26に示す。

【0050】

図24は、TYPE2の場合のbuffer格納容量を示す。defect管理情報が一番多くなるような場合の、1トラックに1セクタのskipが存在した場合を考える。この場合において、defectセクタ数は装置容量に依存して線形に増え、ディスクのセクタ当たり0.1% (通常) と1%のdefectが存在した場合を例にする。この結果から、通常の装置セクタのdefectである0.1%の場合、120GBの場合でもdefect情報容量は3.8MBとbufferメモリサイズ32MBの10%強で済むことがわかる。

【0051】

また図25は、TYPE3のdefectトラック番号とdefect要素とをセットにした場合を示す。図24と同じ条件とした場合、4.2MBとやはりbufferメモリサイズ32MBの13%程度で済むことがわかる。

【0052】

また、図26は、TYPE1、TYPE2、TYPE3におけるbufferのdefectサーチのため

のアクセス回数の様子を示したものである。図26において横軸は、defect table情報の先頭から数えて何番目のトラック情報のdefect table情報か表す格納順番を示し、縦軸はbufferアクセス要求回数を示す。実際、bufferをアクセスする場合のデータ転送量は考慮していない。また、defectは毎トラックにあると仮定する。図26において、TYPE1の全トラックのdefect有無を示す情報を用意してある方法は、大幅にbufferアクセス回数が押さえられていることがわかる。その他は、defect table情報の格納の深さに応じてbufferアクセス回数が線形的に増えることがわかる。

【0053】

つぎに、第1の実施の形態についての変形例を示す。本実施の形態では、すべてのtrackのdefect有無を示すdefect track情報が、装置容量が増加するにつれて相対的に増加するのを防ぐ手法を示す。TYPE1では1bitで1trackのdefect情報を表わしているが、本実施の形態では、1bitで複数trackのdefect情報を表わす。この場合、複数トラックの中で、defectトラックが1つ以上ある場合に、defectトラックがあることを示す「1」をセットする。図27に示すように、R-SHIFT 2601レジスタを設け、トラック番号をシフトさせることにより、複数トラックごとにグループ分けすることができる。

【0054】

また、図28では、物理HEAD番号に従ってdefectトラック情報の格納BASEアドレス $BASE \alpha 105$ を選択し、また物理シリンダ情報DP-CYLをR-SHIFT 2601レジスタによりシフトさせる方法を示している。あらかじめ1bit当たりのトラック数を決めておき、それによりシフト量を決めることで、defect track情報の圧縮を図ることができる。

【0055】

図29は、具体的なdefect track要素2901のdefect有無情報の各ビットがどの物理CYLINDERを受け持つかを示すものである。図29においては、Cylinder 4つごと、4トラックごとにdefect有無情報を示す場合を例にしている。

【0056】

図30は、図29に示す場合の具体例を示す。図30において、実際にdefect

トラックがbit 5 (Cylinder 19~16) とbit 13 (Cylinder 55~52) にあった場合を示している。この場合はTYPE1と同じ様に、bit 5のdefect Table情報格納アドレスをdefect table格納アドレスに格納することになる。

【0057】

本実施の形態によれば、defect制御情報のdefect track情報を圧縮することができ、buffer容量を減らすことができる。ここで、便宜的に図29示しているフォーマットタイプをTYPE4と以下呼ぶことにする。

【0058】

図31に、TYPE1~TYPE4のdefect制御方式の比較をまとめる。図31に示すように、TYPE1かTYPE4の場合には、bufferのアクセス回数を制限し、defect table情報の格納位置によらずアクセス回数の均一化ができる。TYPE4は、defect管理情報の容量増大も押さえることができ、アーキテクチャが回路実装には向くことがわかる。実現するシステムによってこの評価基準が変わるので、それぞれの装置で最適な方式を選択することができる。

【0059】

以上説明した数値は、具体的な事例を説明するために便宜的においたものであり、この数値に本実施の形態がとられるものではない。

【0060】

以上、上記各実施の形態によれば、defect制御を効率的に行うことができる。defect有無情報の領域とこれに対応したポインタ情報の領域とを、同一トラック範囲ごとにセットで格納するようにした場合には、数Byteのバス幅を持つBufferアクセス1回でdefect有無情報とdefectとが存在する場合のポインタ情報を同時に取り込むことができ、Bufferのデータ転送能力の減少を極力押さえることができる。さらに、defectの有無情報はnトラック（nは2以上の選択可能）をまとめてdefect有無情報を表わすようにしたことにより、defect有無情報を1/nにすることができBuffer容量を削減することができる。さらに、defect有無情報に対応したdefectポインタ情報もヘッドがアクセスするトラックを引数にしたベースアドレスからのoffsetで表わす様にしたことで、defect制御に使うdefect tab

le情報のポインタアドレスを格納するためのbit幅を全buffer空間もつ必要がなくなるので、Buffer容量を削減することができる。

【0061】

【発明の効果】

本発明によれば、defect制御を効率的に行うことができるディスク装置を実現することができる。また、制御情報の容量をより削減することができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect情報アクセス方法を示す説明図である。

【図2】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefectトラック情報格納領域のフォーマット図（TYPE1）である。

【図3】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置の各トラックのdefectトラック要素のフォーマット例を示す説明図（TYPE1）である。

【図4】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect Table情報格納アドレスフォーマット例を示す説明図（TYPE1）である。

【図5】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect Table情報格納アドレスベース選択図である。

【図6】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect Table情報格納領域のフォーマット図（TYPE1）である。

【図7】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefectを含んだセクタ配置図である。

【図8】

従来の一実施の形態におけるディスク装置のdefect要素の必要情報を示した説明図である。

【図 9】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect要素フォーマット図（その 1）である。

【図 1 0】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect要素フォーマット図（その 2）である。

【図 1 1】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のControl情報フォーマット図である。

【図 1 2】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置の電子回路構成図である。

【図 1 3】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のセクタアドレス番号（I D）生成部構成図である。

【図 1 4】

本発明の一実施の形態における、ディスク装置の装置容量とdefectトラック情報格納容量の説明図（T Y P E 1）である。

【図 1 5】

本発明の一実施の形態における、ディスク装置の装置容量とdefect Table情報格納容量の説明図（T Y P E 1）である。

【図 1 6】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のヘッド移動方向の説明図（例）である。

【図 1 7】

本発明の一実施の形態における、ディスク装置のヘッド移動方向とCylinderとHeadの関係説明図（例）である。

【図 1 8】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect情報格納領域のフォーマット説明図（TYPE 2）である。

【図 1 9】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect情報格納領域のフォーマット説明図（TYPE 3）である。

【図 2 0】

本発明の一実施の形態における比較対象レジスタ 5 0 4 と、それに対応したbufferのdefect Table情報格納ベースアドレス 5 0 5 との具体例を示す説明図である。

【図 2 1】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect track情報格納フォーマットの説明図（TYPE 2-A）である。

【図 2 2】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect track情報格納フォーマットの説明図（TYPE 2-B）である。

【図 2 3】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect table情報格納フォーマットの説明図（TYPE 3）である。

【図 2 4】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置の装置容量とdefect table情報格納容量の説明図（TYPE 2）である。

【図 2 5】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置の装置容量とdefect table情報格納容量の説明図（TYPE 3）である。

【図 2 6】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置の目的defectトラック到達までのBUFFERのアクセス回数比較説明図である。

【図 2 7】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefectトラック情報のオフセット

アドレス生成方法説明図（その１）である。

【図 28】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefectトラック情報のオフセット
アドレス生成方法説明図（その２）である。

【図 29】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置の各トラックのdefect有無情報フ
ォーマット例を示す説明図（TYPE 4）である。

【図 30】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のdefect Table情報格納アドレス
フォーマット例を示す説明図（TYPE 4）である。

【図 31】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置の各方式比較説明図である。

【図 32】

本発明の一実施の形態におけるディスク装置のホスト論理番号からディスク物理
変換の説明図である。

【符号の説明】

105...defectトラック情報格納BASEアドレス

108...defectトラック情報格納領域

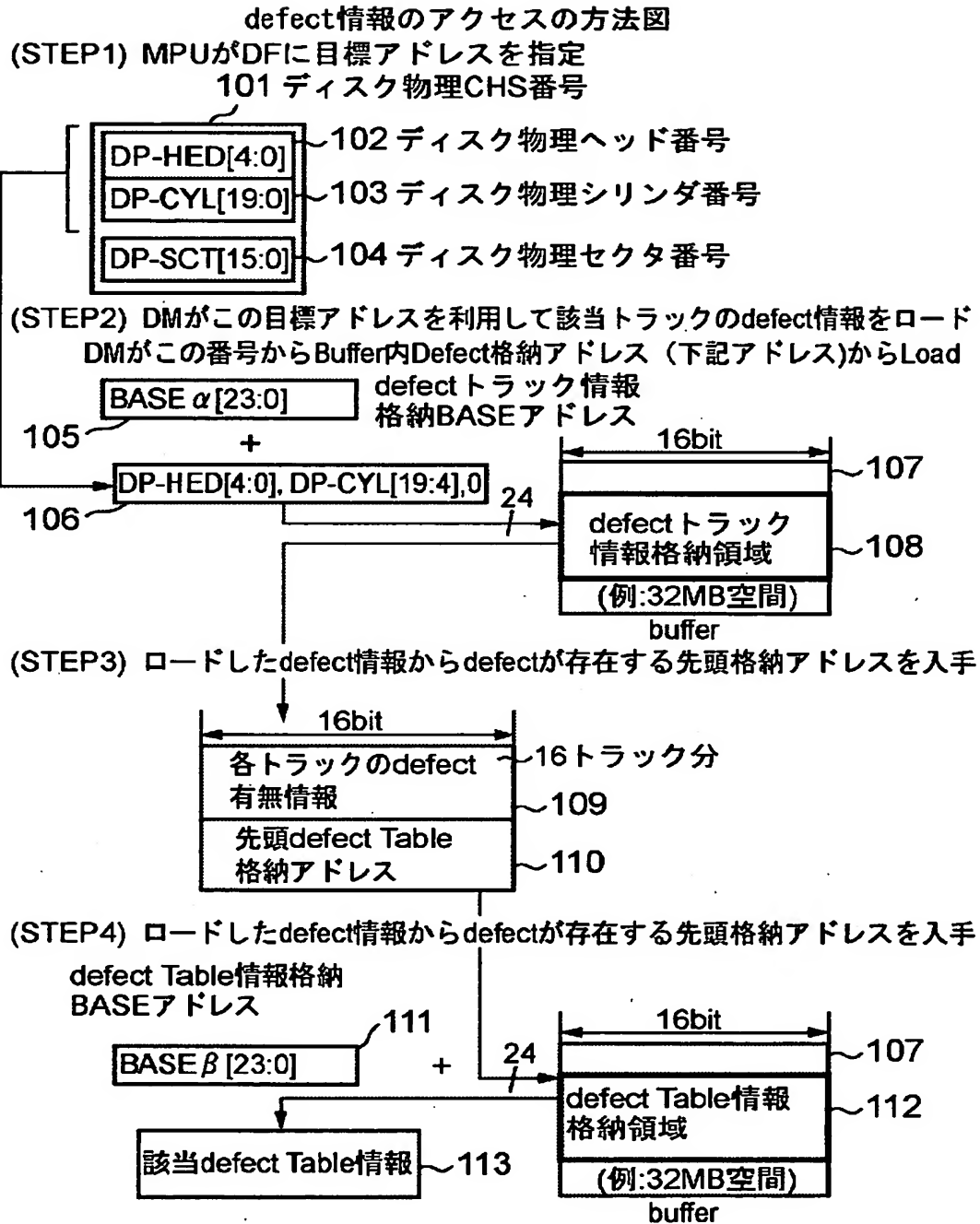
111...defect Table情報格納BASEアドレス

112...defect Table情報格納領域。

【書類名】 図面

【図 1】

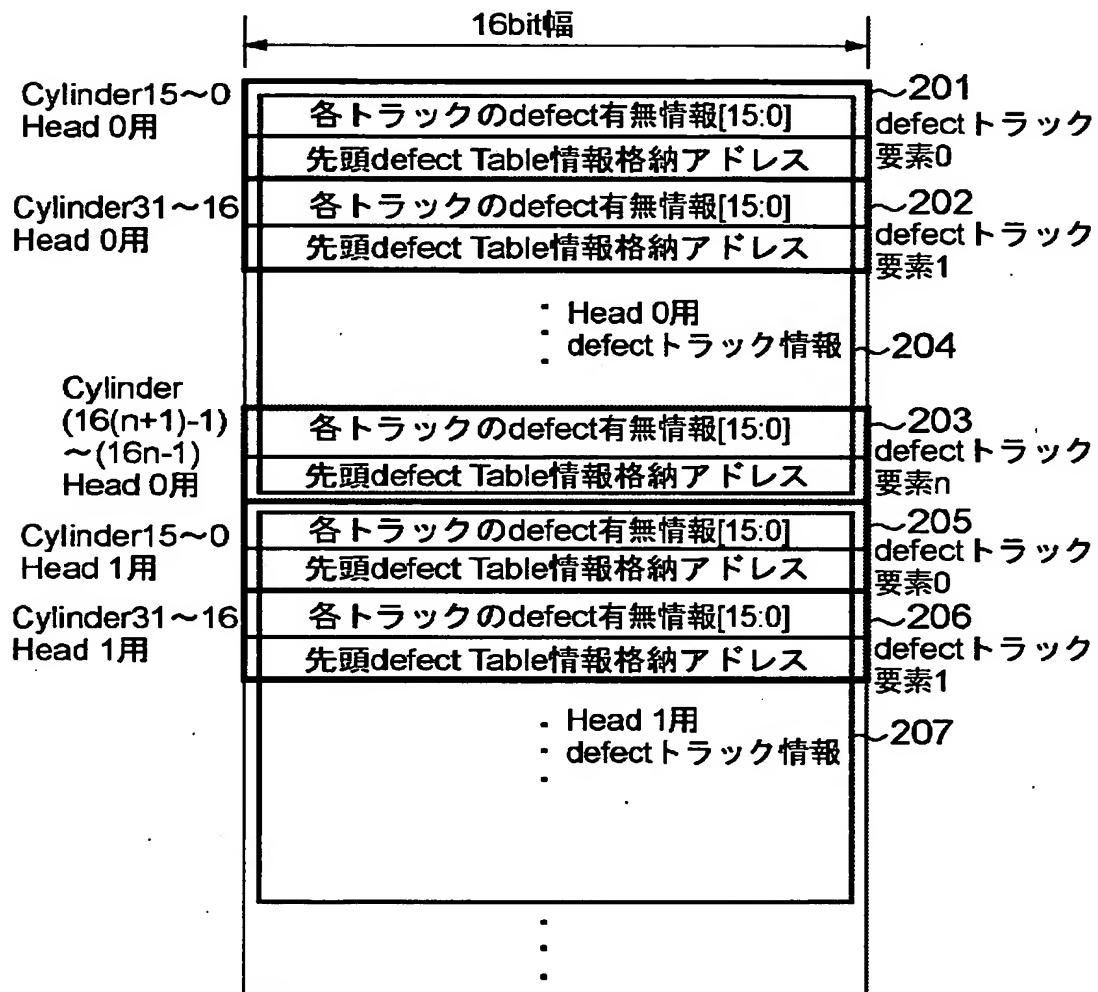
図 1



【図 2】

図 2

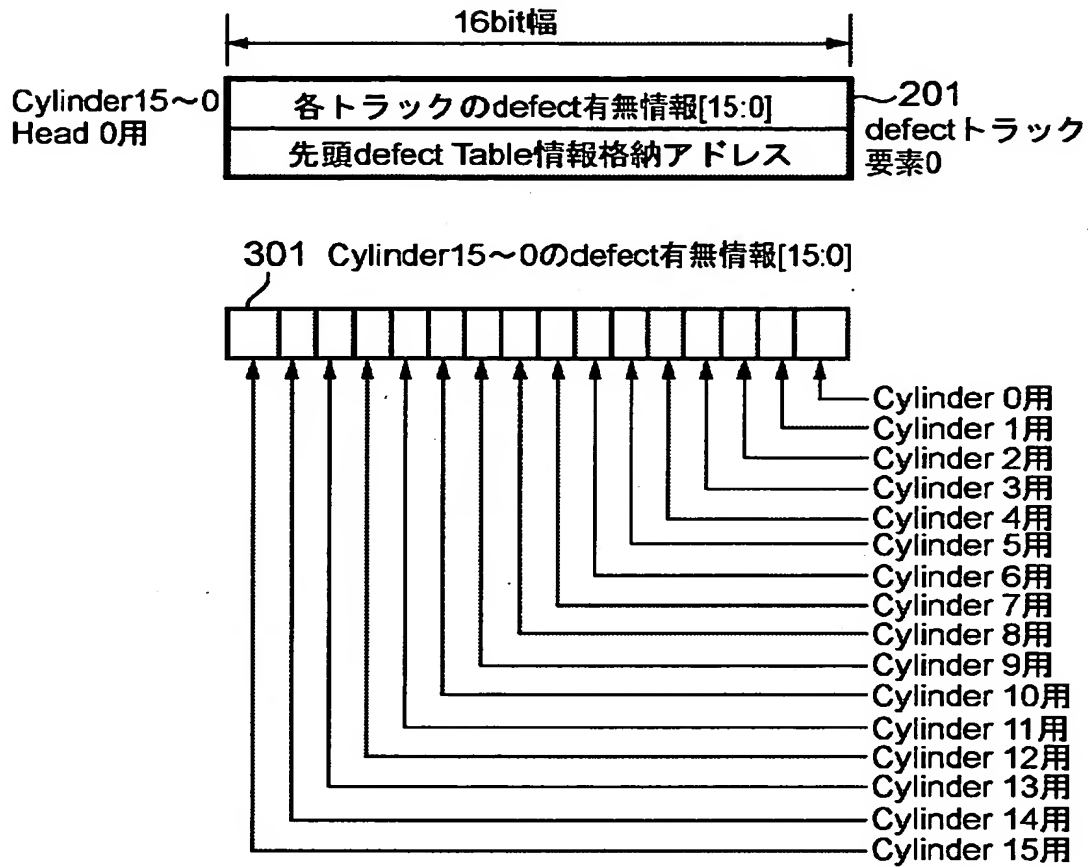
defectトラック情報格納領域のフォーマット図(TYPE1)



【図 3】

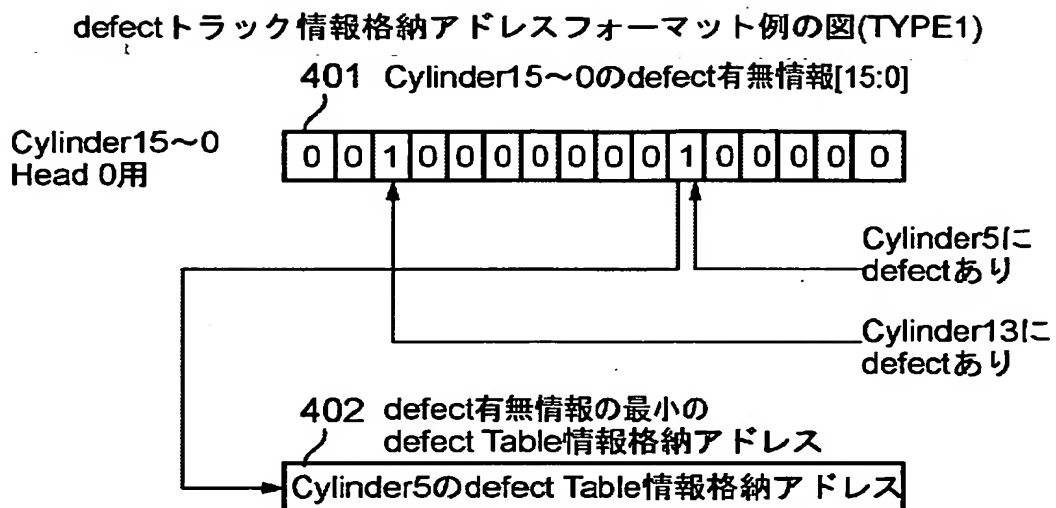
図 3

各トラックのdefectトラック情報フォーマット例の図(TYPE1)



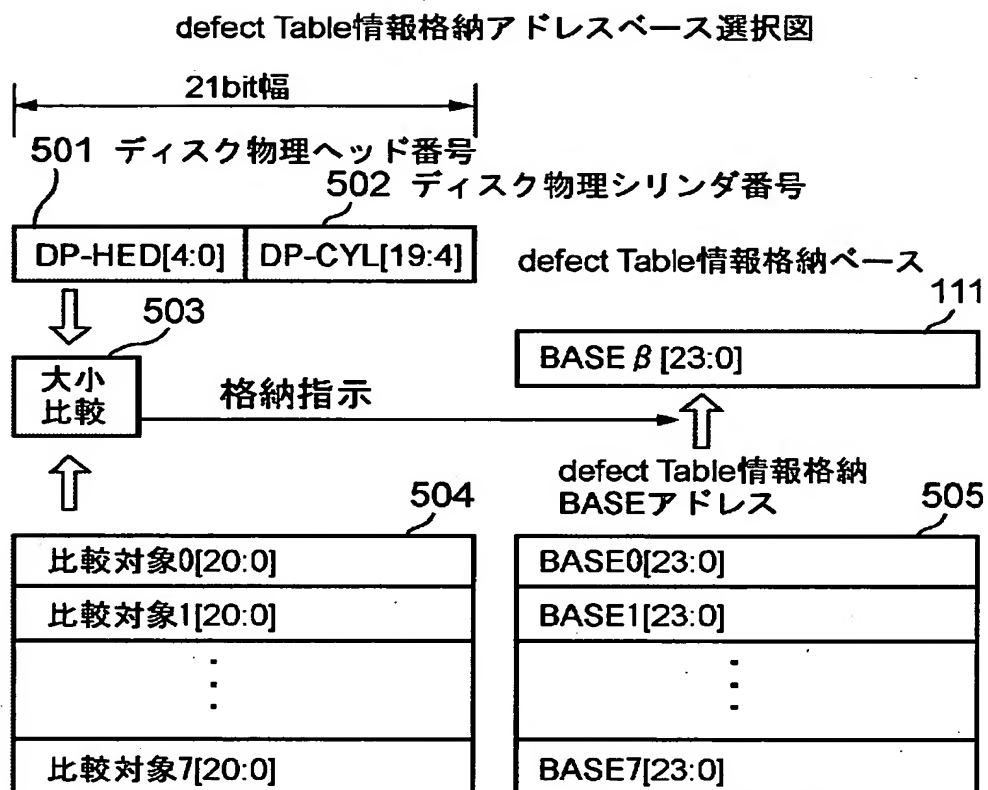
【図 4】

図 4



【図 5】

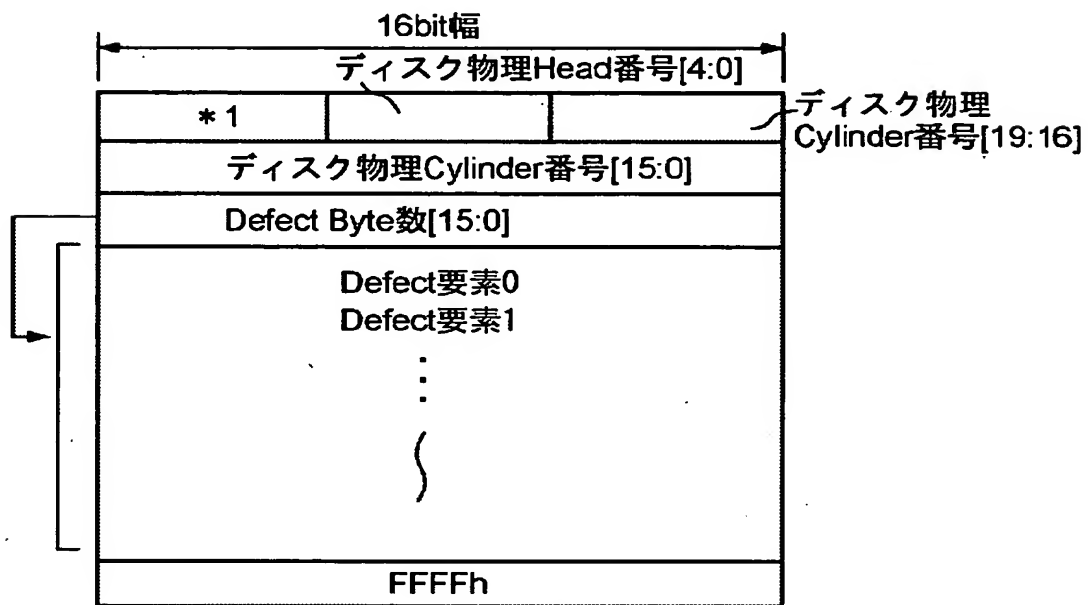
図 5



【図 6】

図 6

defect Table情報格納領域のフォーマット図(TYPE1)



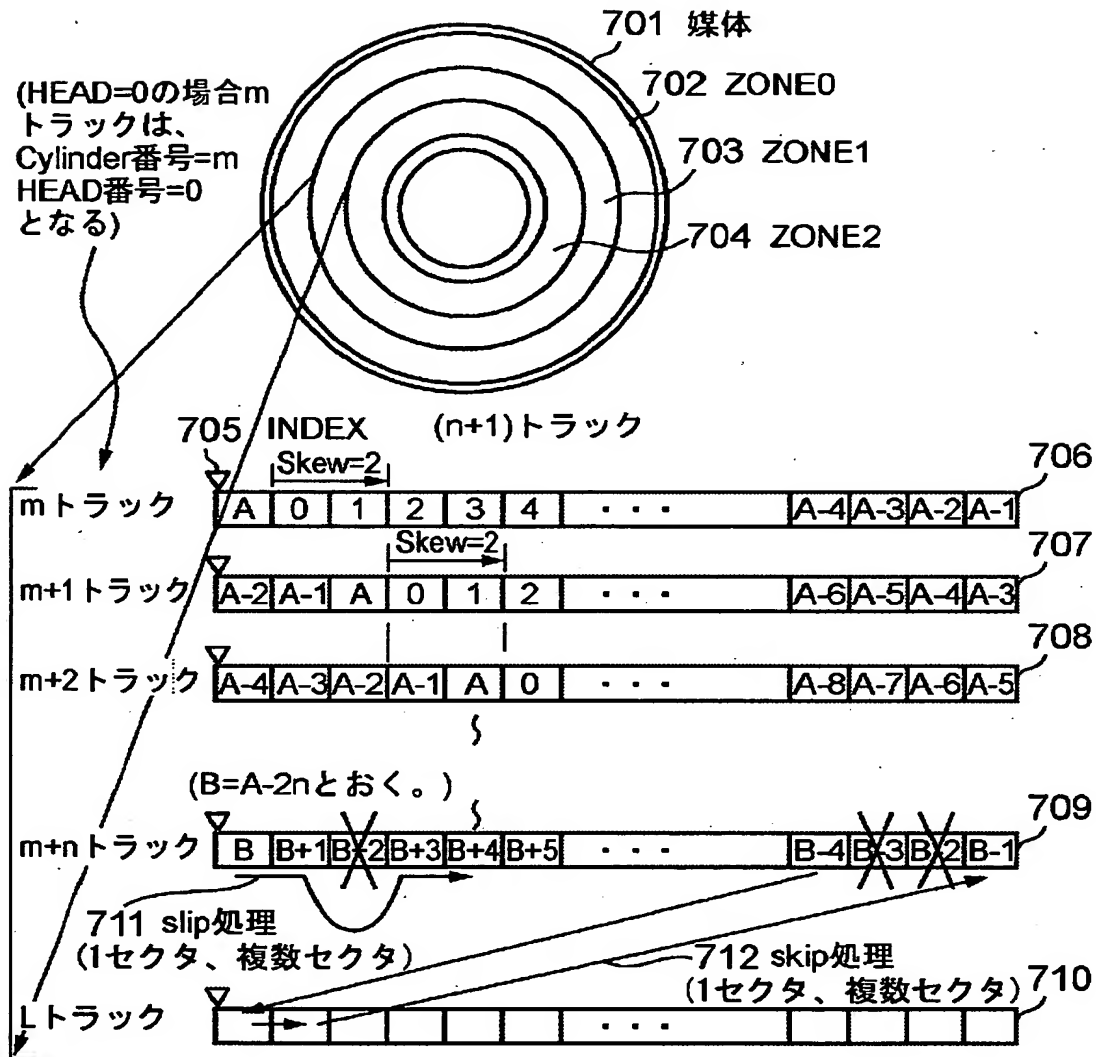
601 Defect Table Format

(* 1) 7bit reserved

【図7】

図 7

defectを含んだセクタ配置図



【図 8】

図 8

defect要素の必要情報を示した図

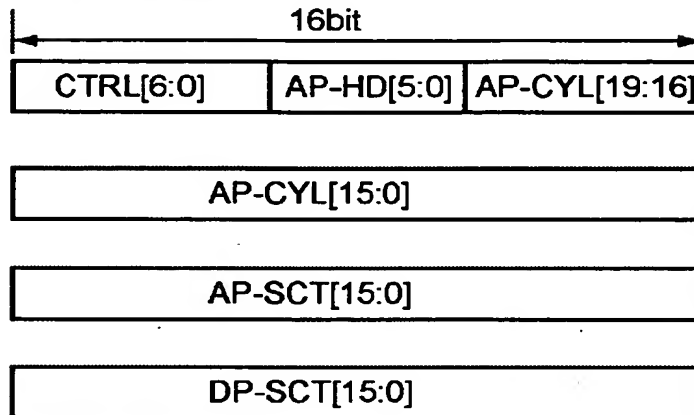
デフェクト情報の種類	内容
(1)skip情報	1)デフェクトの存在するディスク物理セクタ番号 (DP-SCT[19:0]) 2)交代先のディスク物理セクタ番号 (AP-CYL[19:0],AP-HED[4:0],AP-SCT[15:0]) 3)連続SKIPセクタ数(DP-SCTCNT[15:0])
(2)slip情報	1)デフェクトの存在するディスク物理セクタ番号 (DP-SCT[15:0]) 2)連続Slipセクタ数 (ADP-SECNUM[15:0])
(3)最終セクタ情報	1)該当トラックの最終セクタ番号(DP-SCT[15:0]) 最終セクタがDefectセクタで使えない時に該当 トラックの使える最終ディスク物理セクタ番号 を指定。

【図9】

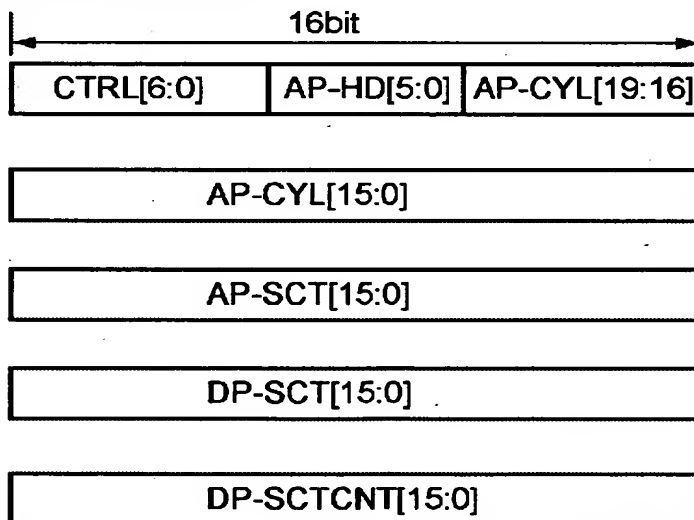
図 9

Defect要素のフォーマット図(その1)

(1)1セクタ Skip(4W)



(2)連続セクタ Skip(5W)

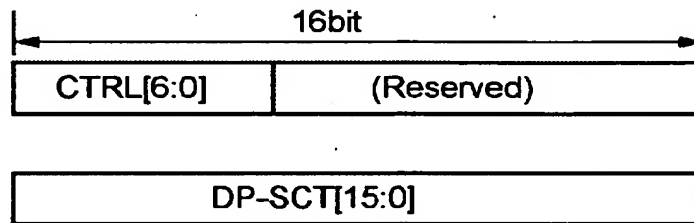


【図 1 0】

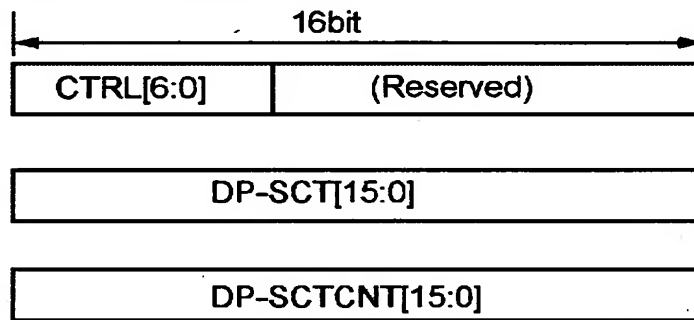
図 10

Defect要素のフォーマット図(その2)

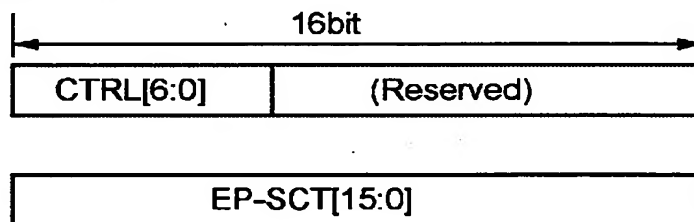
(3)1セクタSlip(2W)



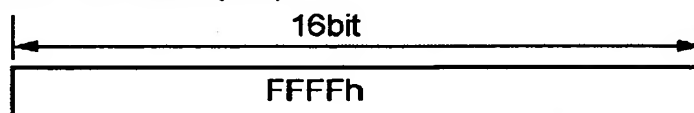
(4)連続セクタSlip(3W)



(5)最終セクタ(2W)



(6)Defect Table境界(1W)

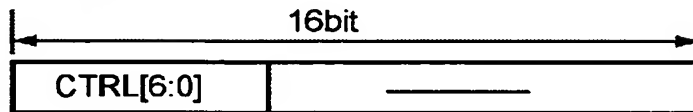


【図 1 1】

図 11

Control情報フォーマット図

(1)Control情報



1101

CTRL[6]:End of Sector

1:該当トラックの最終セクタ番号要素であることを示す。

CNTL[5]:SKIP/SLIP

Skip要素かSlip要素であることを示す。

1:Skip,0:Slip

CNTL[4]:Sequential

連続セクタ処理要素であることを示す。

1:連続セクタ処理 0:1セクタ処理

CNTL[3]:Spare on Track

defectの交代先が現在のトラックにあるかどうかを示す。

1:現在のトラックにある。0:別トラックにある。

CNTL[2]:(Reserved)

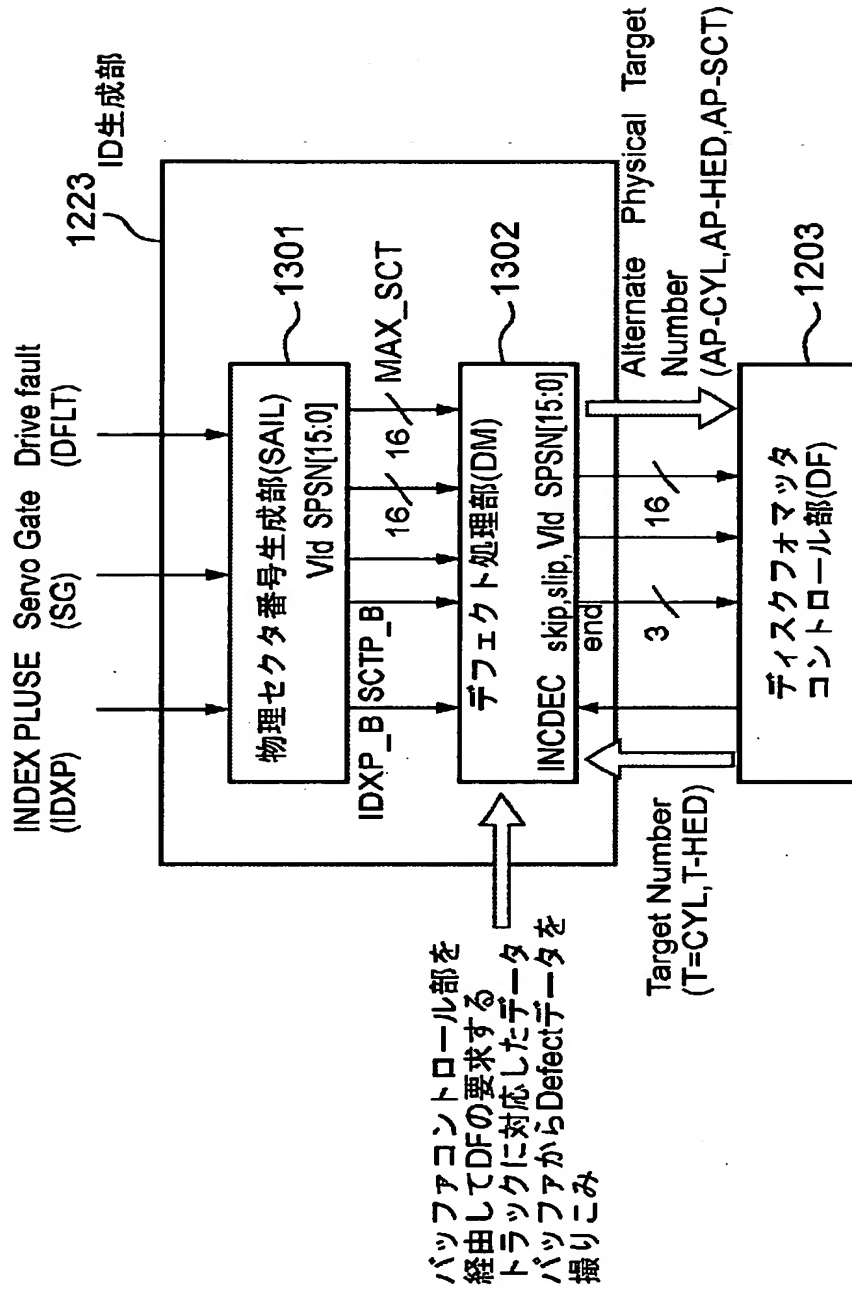
CNTL[1]:(Reserved)

CNTL[0]:(Reserved)

【図 13】

図 13

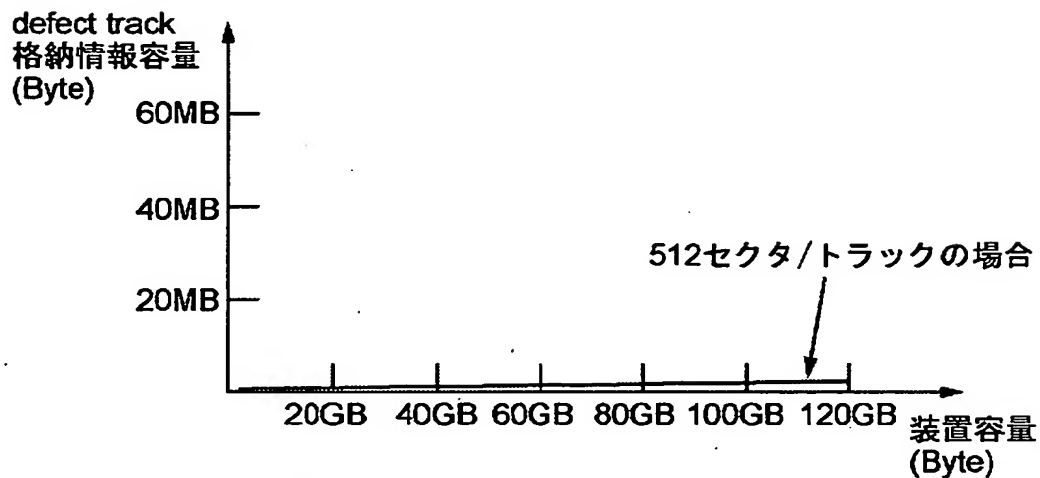
セクタアドレス番号(ID)生成部構成図



【図 1 4】

図 14

装置容量とdefectトラック情報格納容量の図(TYPE1)



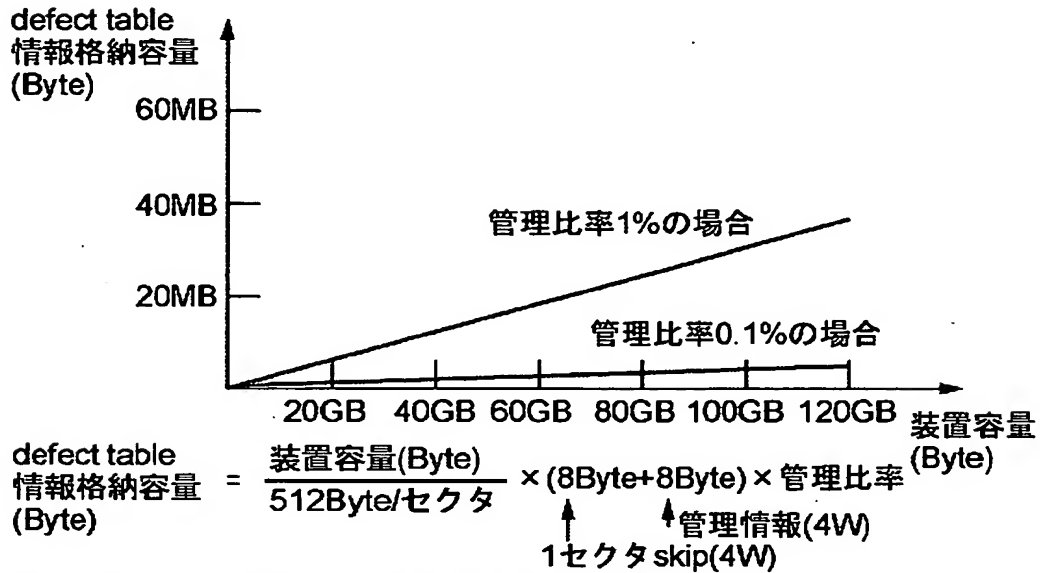
$$\text{defect track 格納情報容量 (Byte)} = \frac{\text{装置容量(Byte)}}{512\text{Byte/セクタ} \times n\text{セクタ/トラック} \times 16\text{トラック}} \times 4\text{Byte}$$

装置容量	全セクタ数	defect track格納情報容量			
		トラックセクタ数(n:セクタ/TRK)			
		512	1024	2048	4096
20GB	39Mセクタ	19.1KB	9.5KB	4.8KB	2.4KB
40GB	78Mセクタ	38.1KB	19.1KB	9.5KB	4.8KB
60GB	117Mセクタ	57.2KB	28.6KB	14.3KB	7.2KB
80GB	156Mセクタ	76.3KB	38.1KB	19.1KB	9.5KB
100GB	195Mセクタ	95.4KB	47.7KB	23.8KB	11.9KB
120GB	234Mセクタ	114KB	57.2KB	28.6KB	14.3KB

【図 1 5】

図 15

装置容量と defect table 情報格納容量の図 (TYPE1)



管理比率 = defect 管理セクタ数 / 装置全セクタ数

(a) 管理比率0.1%の場合

装置容量	全セクタ数	defect table 情報格納容量
20GB	39Mセクタ	39Kdefectセクタ (625KB)
40GB	78Mセクタ	78Kdefectセクタ (1.3MB)
60GB	117Mセクタ	117Kdefectセクタ (1.9MB)
80GB	156Mセクタ	156Kdefectセクタ (2.5MB)
100GB	195Mセクタ	195Kdefectセクタ (3.1MB)
120GB	234Mセクタ	234Kdefectセクタ (3.8MB)

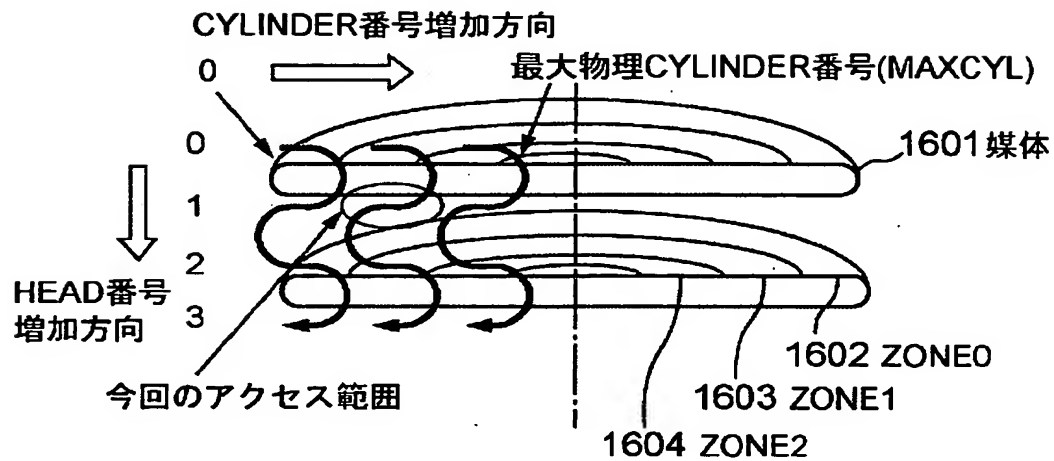
(b) 管理比率1%の場合

装置容量	全セクタ数	defect table 情報格納容量
20GB	39Mセクタ	390Kdefectセクタ (6.3MB)
40GB	78Mセクタ	780Kdefectセクタ (13MB)
60GB	117Mセクタ	1.2Mdefectセクタ (19MB)
80GB	156Mセクタ	1.6Mdefectセクタ (25MB)
100GB	195Mセクタ	2.0Mdefectセクタ (31MB)
120GB	234Mセクタ	2.3Mdefectセクタ (38MB)

【図16】

図 16

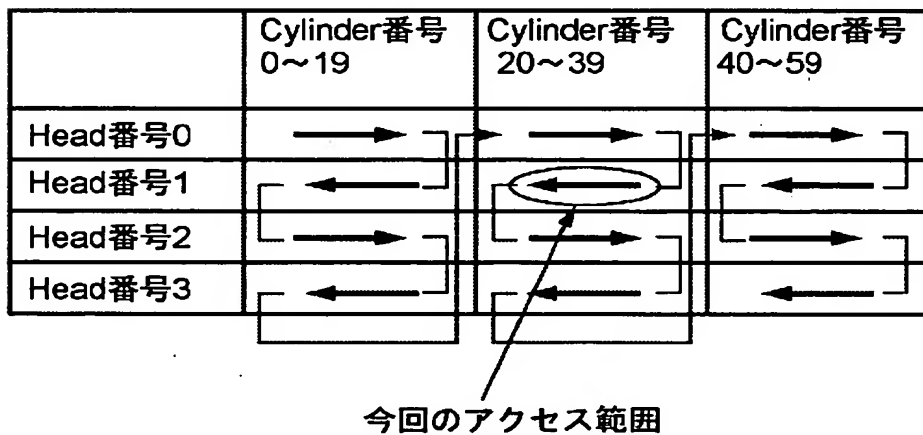
ヘッド移動方向の図(例)



【図17】

図 17

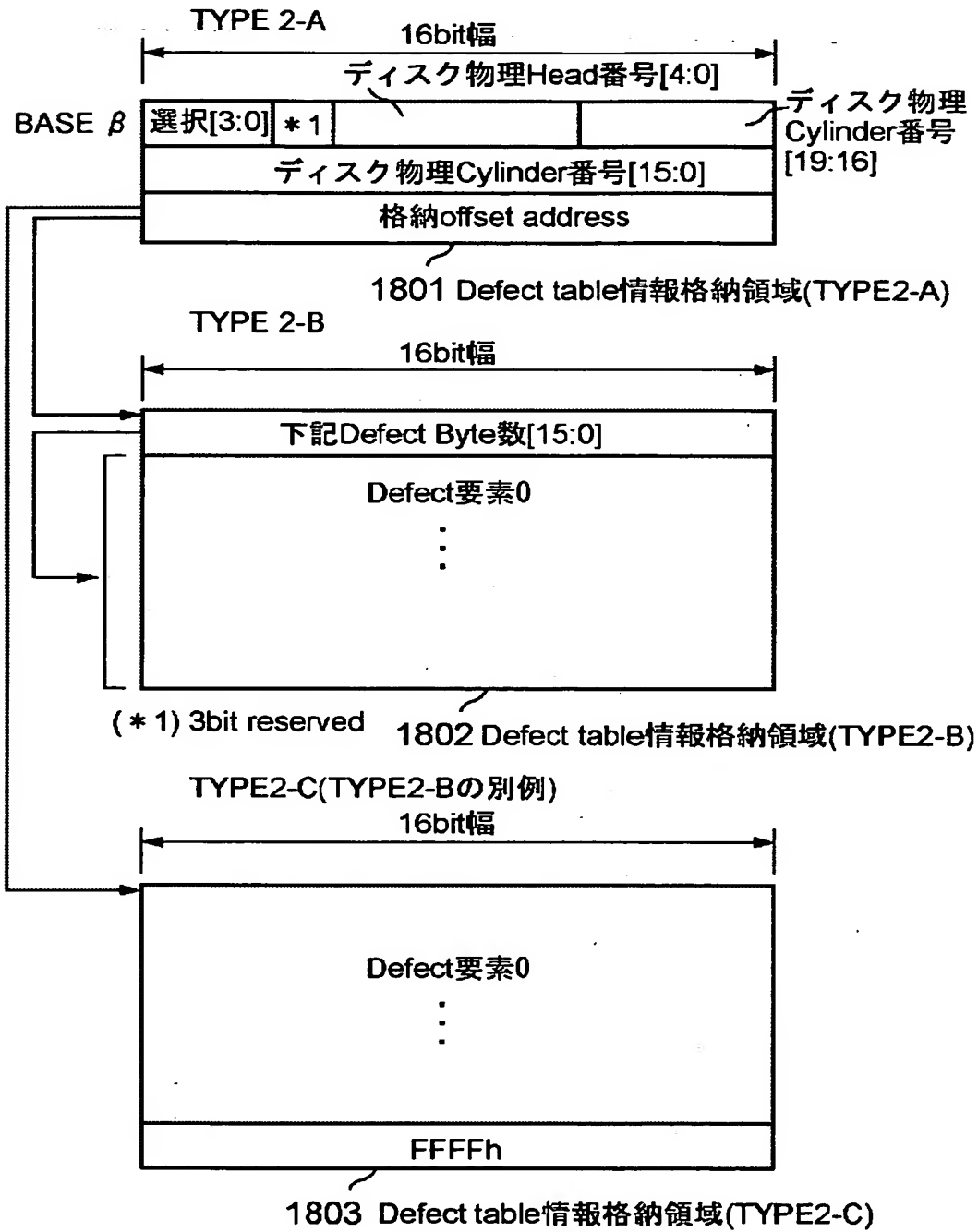
ヘッド移動方向とCylinderとHeadの関係図(例)



【図 1 8】

図 18

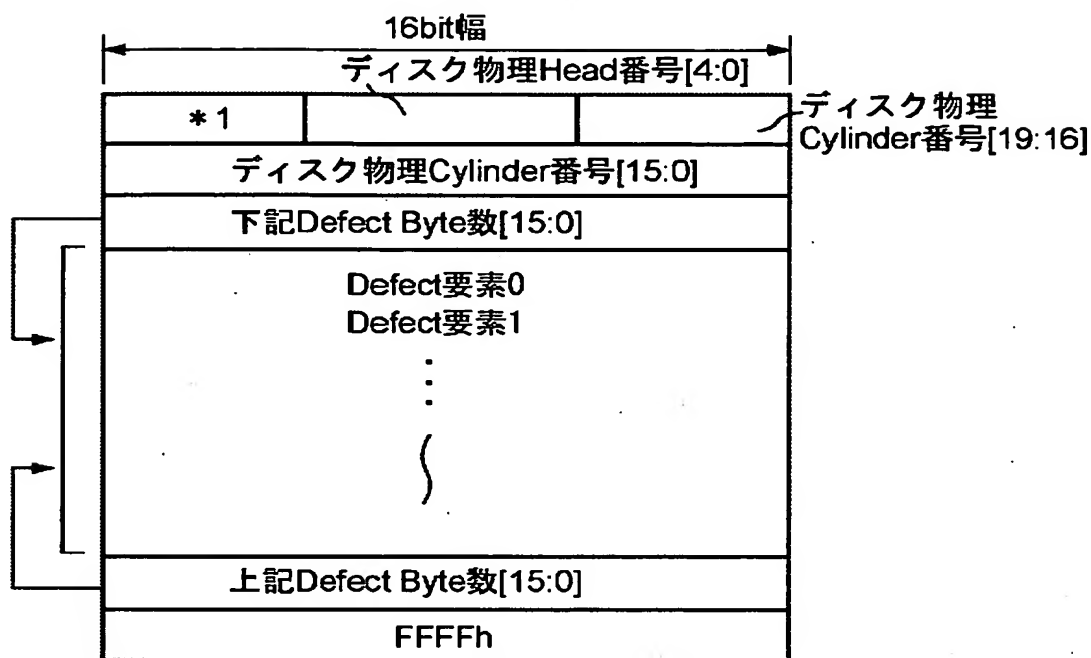
defect table情報格納領域のフォーマット図(TYPE2)



【図 1 9】

図 19

defect table情報格納領域のフォーマット図(TYPE3)



1901 Defect Table Format(TYPE3)

(* 1) 7bit reserved

【図20】

図20

比較対象504 Defect Table BASE アドレス505

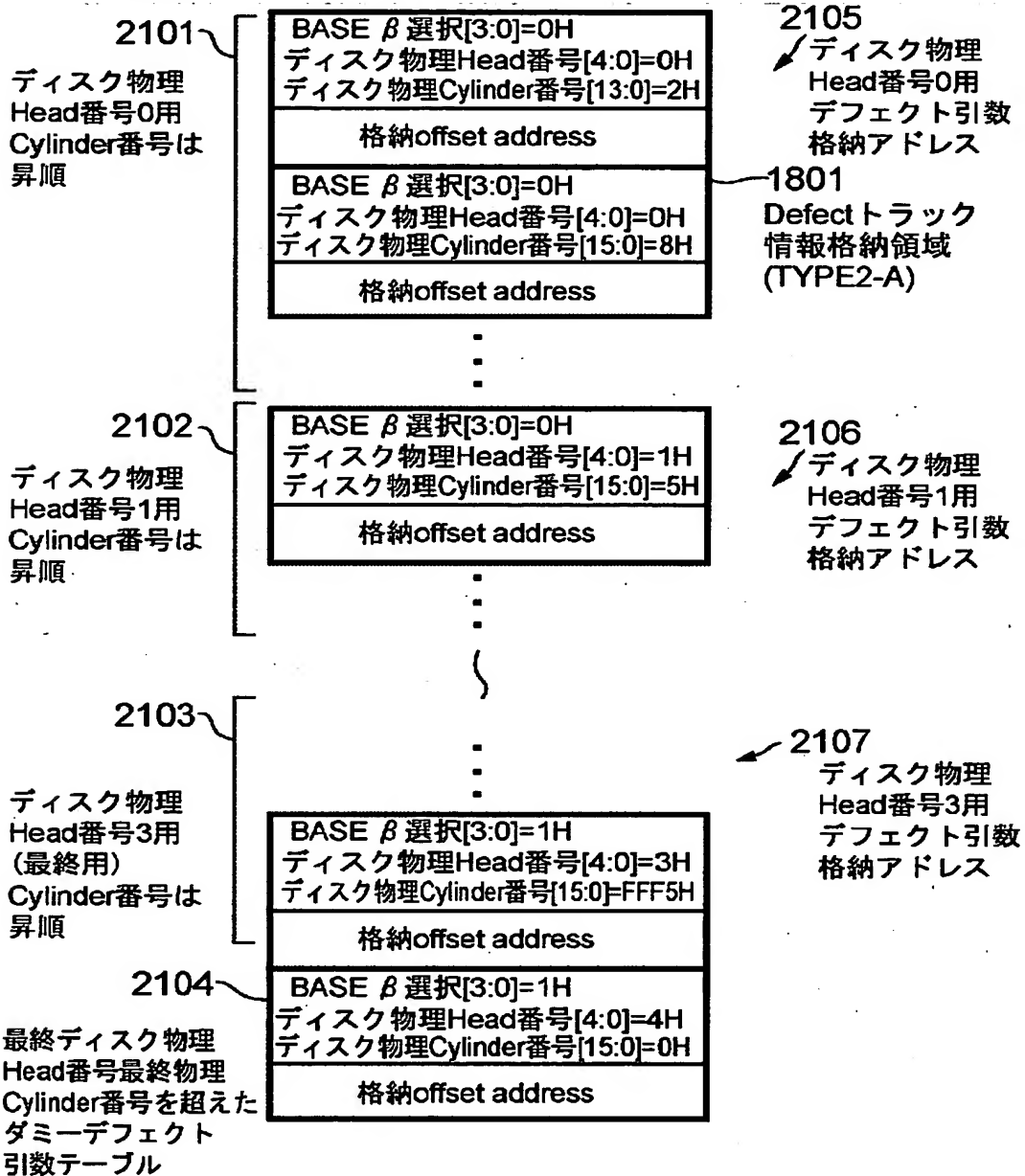
トラック番号 0～100まで	1000H
トラック番号 101～500まで	5000H
トラック番号 501～800まで	8000H
...	...

【図 2 1】

図 21

defect table情報格納フォーマットの図(TYPE2-A)
(ディスク物理Headが0~3の場合)

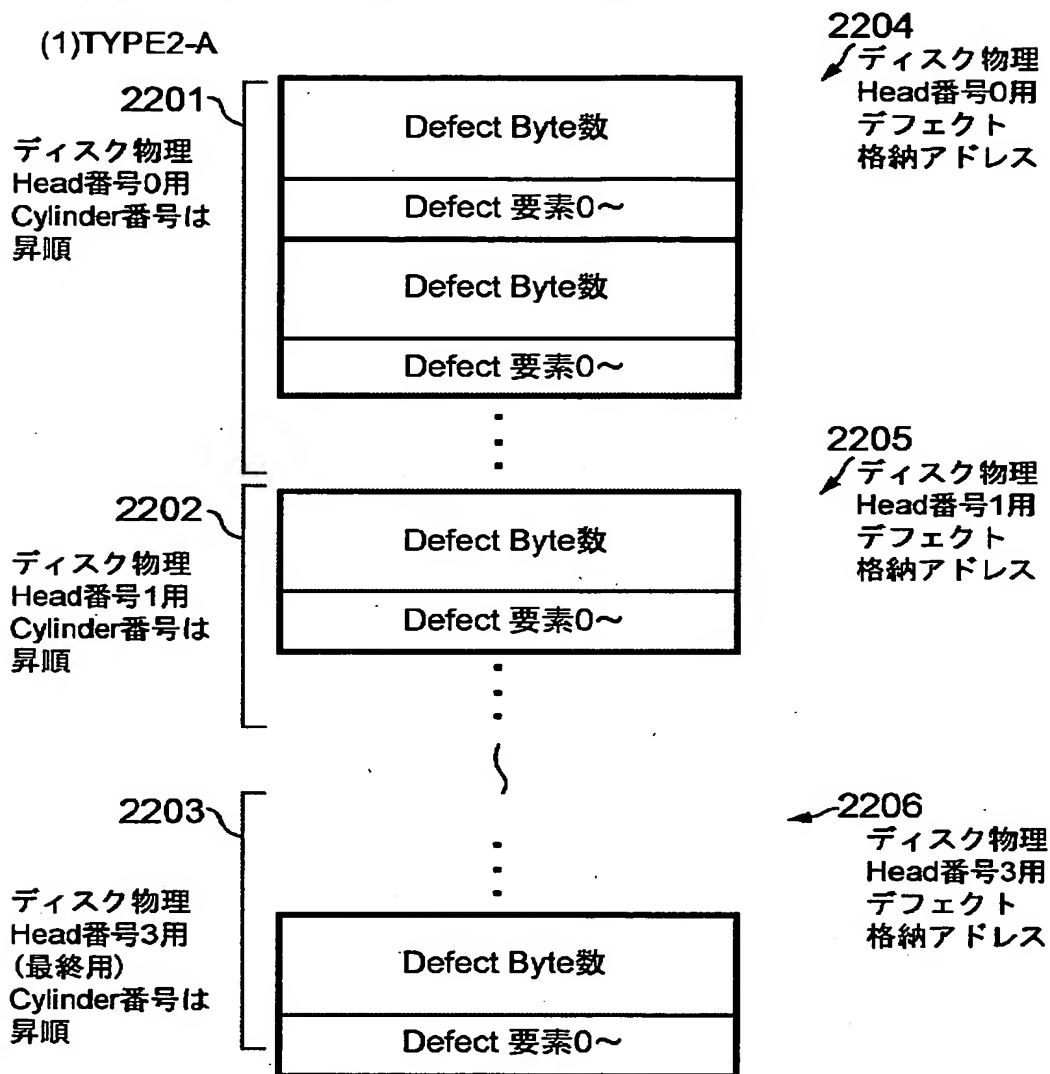
(1)TYPE2-A



【図 2 2】

図 22

defect table情報格納フォーマットの図(TYPE2-B)
(ディスク物理Headが0~3の場合)

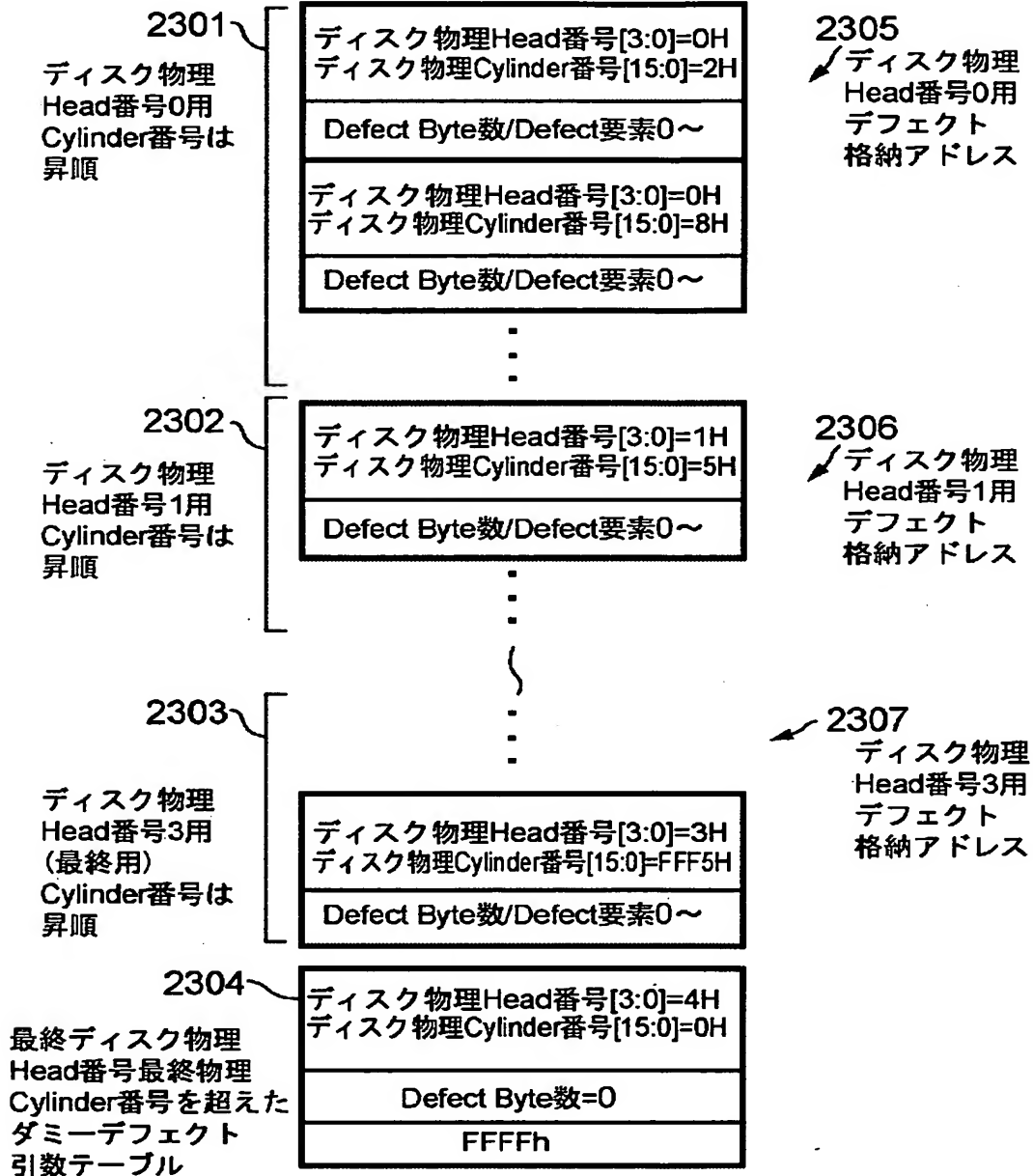


【図 2 3】

図 23

defect table情報格納フォーマットの図(TYPE3)
(ディスク物理Headが0~3の場合)

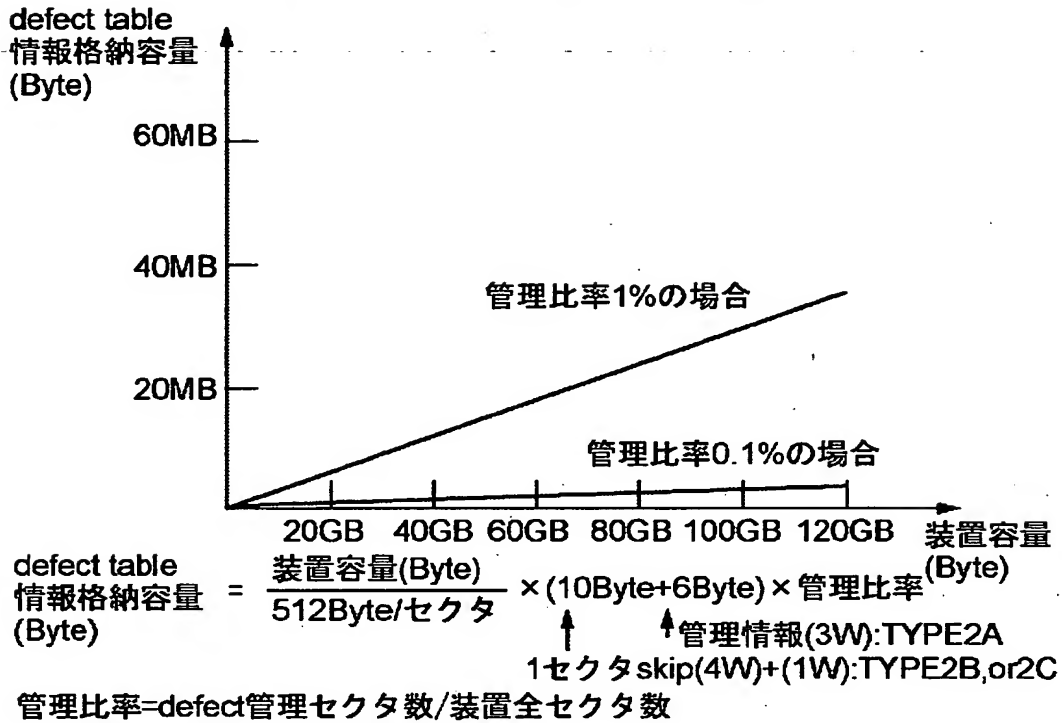
(1)TYPE2-A



【図 2 4】

図 24

装置容量と defect table 情報格納容量の図(TYPE2)



(a) 管理比率0.1%の場合

装置容量	全セクタ数	defect table 情報格納容量
20GB	39Mセクタ	39Kdefectセクタ (625KB)
40GB	78Mセクタ	78Kdefectセクタ (1.3MB)
60GB	117Mセクタ	117Kdefectセクタ (1.9MB)
80GB	156Mセクタ	156Kdefectセクタ (2.5MB)
100GB	195Mセクタ	195Kdefectセクタ (3.1MB)
120GB	234Mセクタ	234Kdefectセクタ (3.8MB)

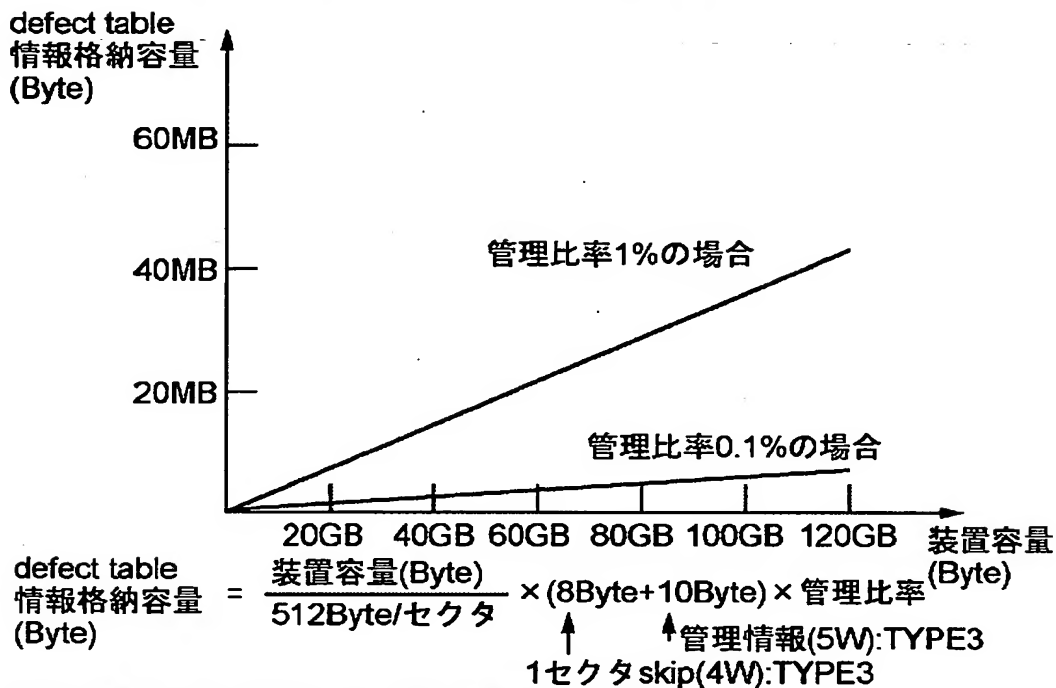
(b) 管理比率1%の場合

装置容量	全セクタ数	defect table 情報格納容量
20GB	39Mセクタ	390Kdefectセクタ (6.3MB)
40GB	78Mセクタ	780Kdefectセクタ (13MB)
60GB	117Mセクタ	1.2Mdefectセクタ (19MB)
80GB	156Mセクタ	1.6Mdefectセクタ (25MB)
100GB	195Mセクタ	2.0Mdefectセクタ (31MB)
120GB	234Mセクタ	2.3Mdefectセクタ (38MB)

【図 2 5】

図 25

装置容量と defect table 情報格納容量の図 (TYPE3)



管理比率=defect管理セクタ数/装置全セクタ数

(a) 管理比率0.1%の場合

装置容量	全セクタ数	defect table 情報格納容量
20GB	39Mセクタ	39Kdefectセクタ (700KB)
40GB	78Mセクタ	78Kdefectセクタ (1.4MB)
60GB	117Mセクタ	117Kdefectセクタ (2.1MB)
80GB	156Mセクタ	156Kdefectセクタ (2.8MB)
100GB	195Mセクタ	195Kdefectセクタ (3.5MB)
120GB	234Mセクタ	234Kdefectセクタ (4.2MB)

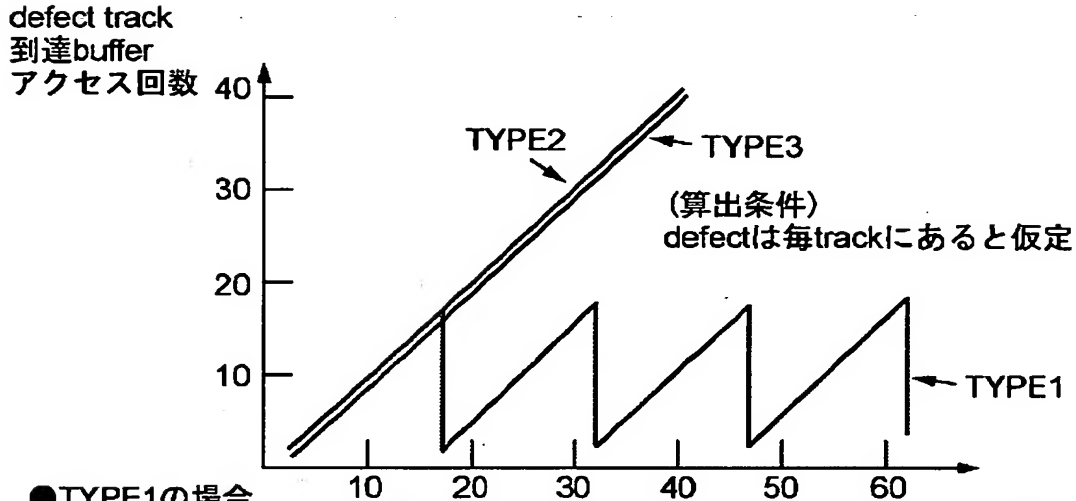
(b) 管理比率1%の場合

装置容量	全セクタ数	defect table 情報格納容量
20GB	39Mセクタ	390Kdefectセクタ (7MB)
40GB	78Mセクタ	780Kdefectセクタ (14MB)
60GB	117Mセクタ	1.2Mdefectセクタ (21MB)
80GB	156Mセクタ	1.6Mdefectセクタ (28MB)
100GB	195Mセクタ	2.0Mdefectセクタ (35MB)
120GB	234Mセクタ	2.3Mdefectセクタ (42MB)

【図 2 6】

図 26

目的defectトラック到達までBUFFERアクセス回数比較図



- TYPE1の場合
(手順1)defectトラック情報格納領域アクセス
(手順2)defect Table情報格納領域先頭アクセス
(手順3)defect Table情報格納領域アクセス
(2番目～最大16番目まで：格納順番分)
- TYPE2の場合
(手順1)defectトラック情報格納領域アクセス(格納順番分)
(手順2)defect Table情報格納領域アクセス
- TYPE3の場合
(手順1)defectトラック情報格納領域アクセス(格納順番分)

表 defect Track格納番号とbufferアクセス回数

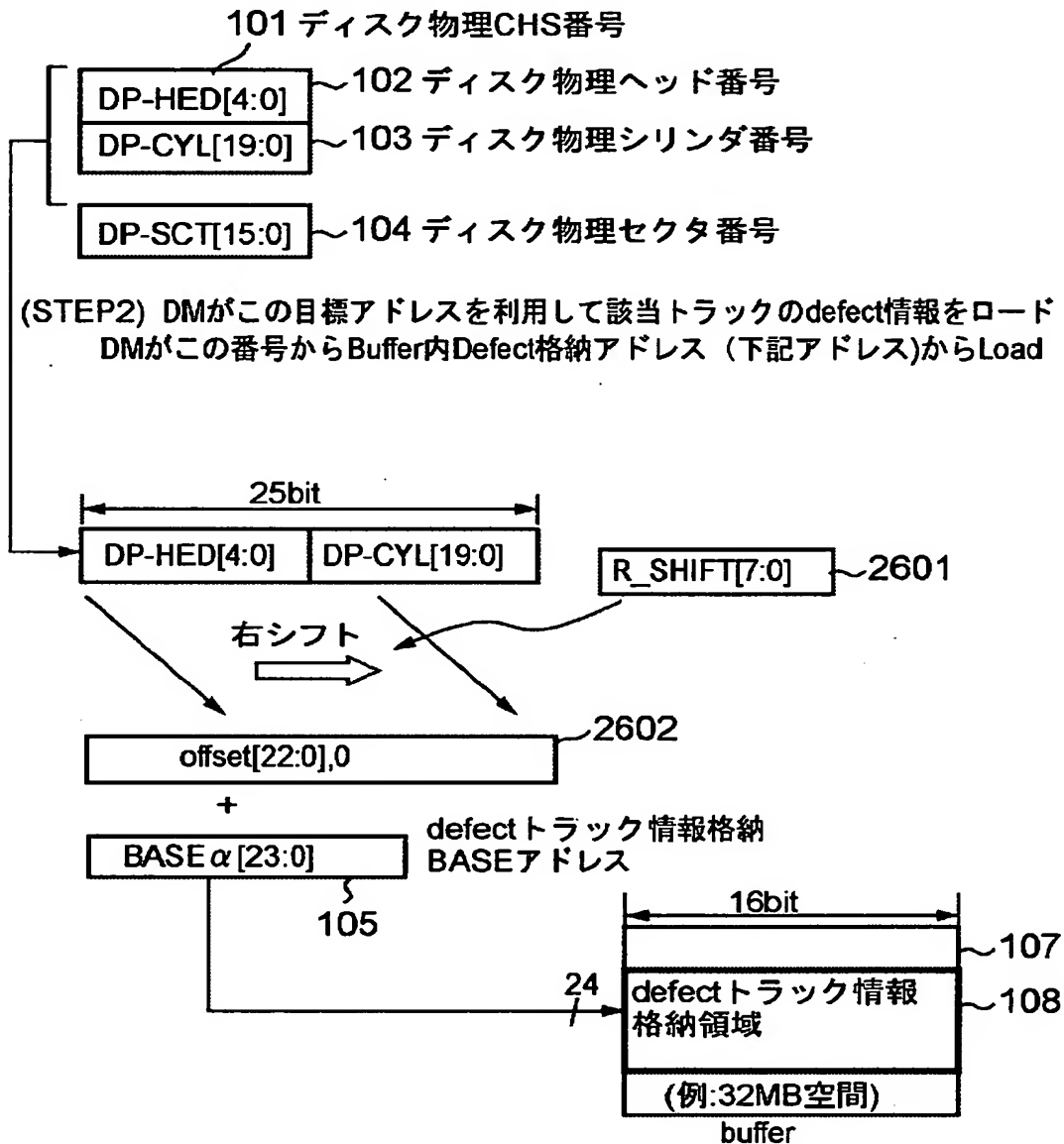
該当defect Track の格納順番	bufferアクセス回数		
	TYPE1	TYPE2	TYPE3
1	2	2	1
2	3	3	2
3	4	4	3
...			
16	17	17	16
17	2	18	17
18	3	19	18
...			
n	余り(n/16) +1	n+1	n

【図 2 7】

図 27

defectトラック情報のオフセットアドレス生成方法の図(その1)

(STEP1) MPUがDFに目標アドレスを指定

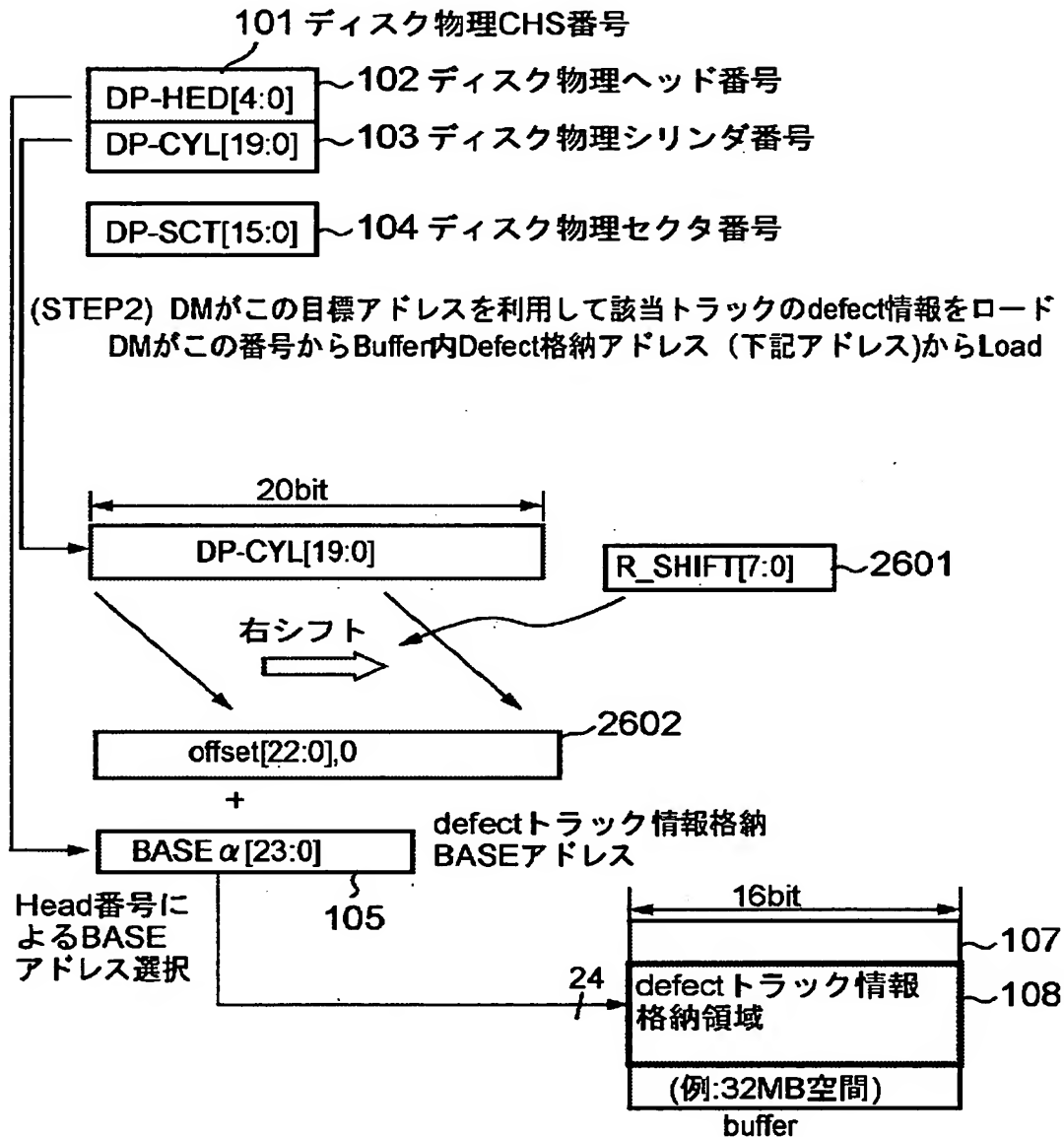


【図 28】

図 28

defectトラック情報のオフセットアドレス生成方法の図(その2)

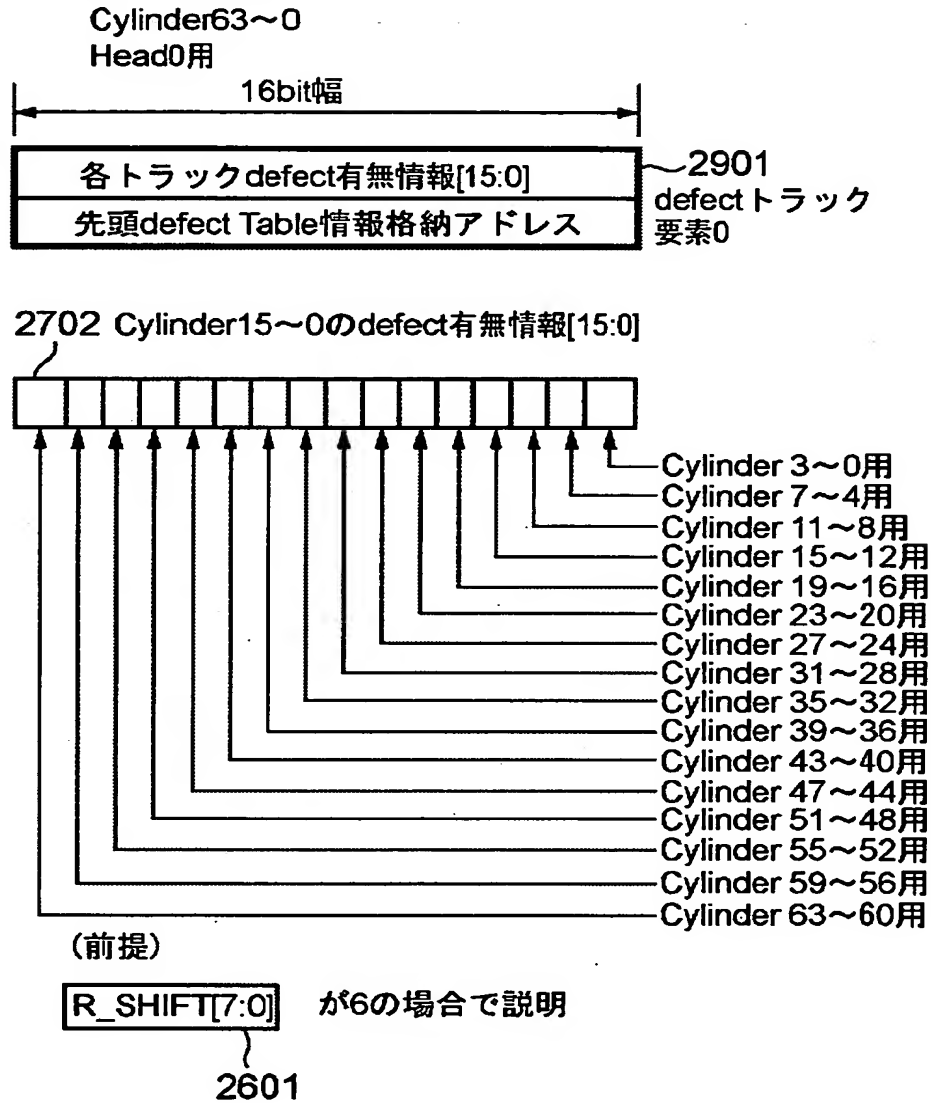
(STEP1) MPUがDFに目標アドレスを指定



【図 2 9】

図 29

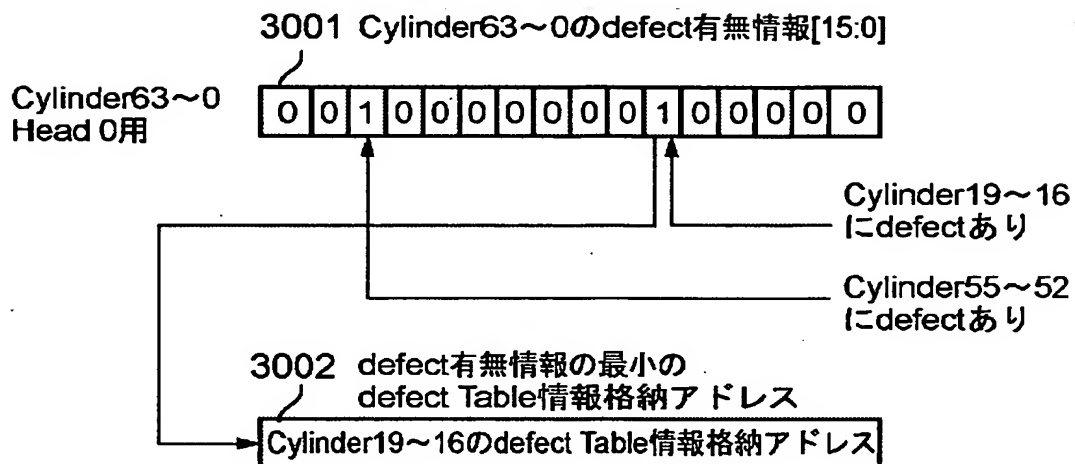
各トラックのdefectトラック情報フォーマット例の図(TYPE4)



【図 3 0】

図 30

defectトラック情報格納アドレスフォーマット例の図(TYPE4)



【図 3 1】

図 31

各方式比較表

方式		TYPE1	TYPE2	TYPE3	TYPE4
		全トラック 情報格納 方式	defect Table 情報格納 方式	defect Table 情報のみの 格納方式	全トラック 情報圧縮 格納方式
	defectトラック 情報	全トラック 分持つ	—	—	全トラック 分圧縮して 持つ
	defect Table 情報	defectの 存在する分 のみ持つ	defectの 存在する分 のみ持つ	前後defect 検索可能 形式を持つ	defectの 存在する分 のみ持つ
defectトラック情報容量		α	—	—	$\alpha/2^{(R+4)}$
defect Table情報容量		β	1.1β	1.1β	β
defectトラックをアドレス 順番にならべる必要性		有	—	—	有
defect tableのアドレス 順番にならべる必要性		無	有	有	無
格納アドレスをF/W が知る必要性		有	有	無	有
目的のdefect tableに 到達するまでのbuffer のアクセス回数		2~17	n+1	n	$2 \sim 2^{(R+4)+1}$

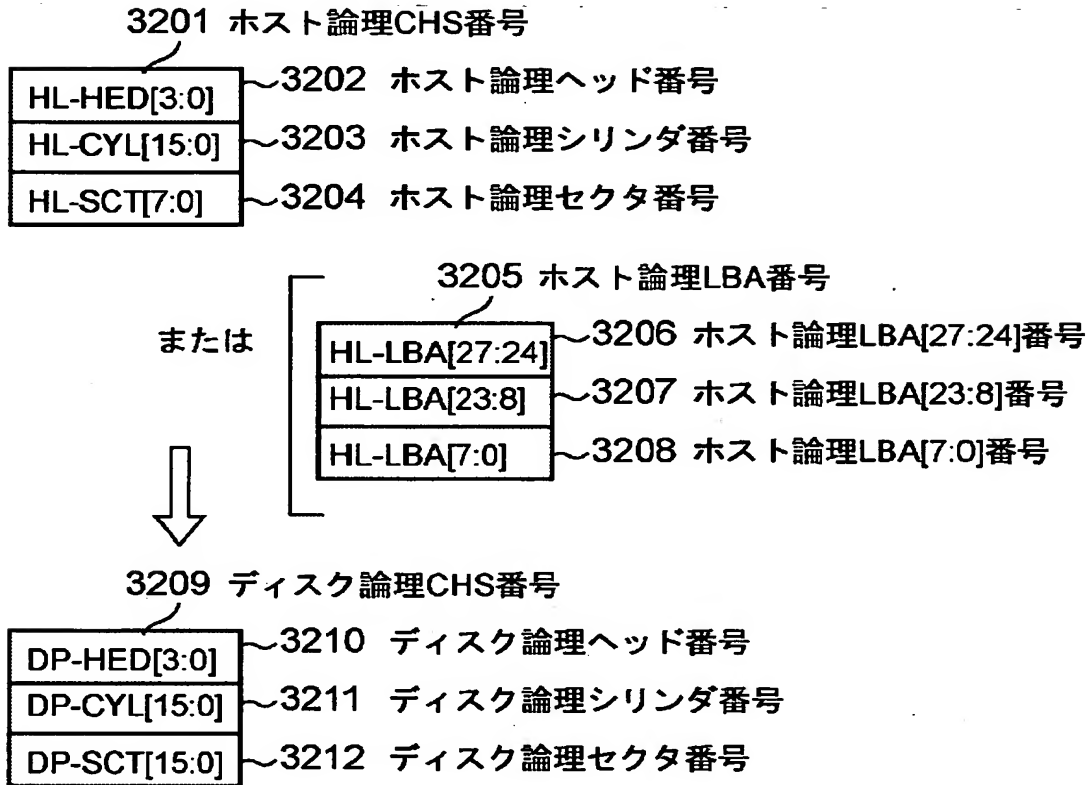
(*1)Rは右シフト量

(*2)nはdefectの若いアドレスからの格納順番

【図 32】

図 32

ホスト論理番号からディスク物理変換の図



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 ディスク装置のdefect管理情報を効率的に読み出す。

【解決手段】 複数のトラック毎に欠陥トラックがあるかないかを示すトラック情報を物理トラック番号に対応させて記憶し、欠陥トラックについての欠陥情報をあらかじめ定めたグループごとに記憶する。また、グループごとの格納領域の開始アドレスを示すポインタ情報を記憶する。処理手段は、記憶媒体のトラックへの読み書きの指示を受け付けたときに、前記アドレスに従って前記欠陥トラック情報を参照し、欠陥トラックがあると示されている場合に、前記グループのポインタ情報を参照し、当該ポインタ情報が示す格納領域から順に欠陥トラックについての欠陥情報にアクセスし、当該指示されたトラックの欠陥情報を検出し、当該欠陥情報に従って欠陥トラックについての欠陥処理を行う。

【選択図】 図1

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000005108]

1. 変更年月日 1990年 8月31日
[変更理由] 新規登録
住 所 東京都千代田区神田駿河台4丁目6番地
氏 名 株式会社日立製作所